

BEST AVAILABLE COPY

(12)特許協力条約に基づいて公開された国際出願

(19) 世界知的所有権機関
国際事務局



(43) 国際公開日
2004 年 3 月 11 日 (11.03.2004)

PCT

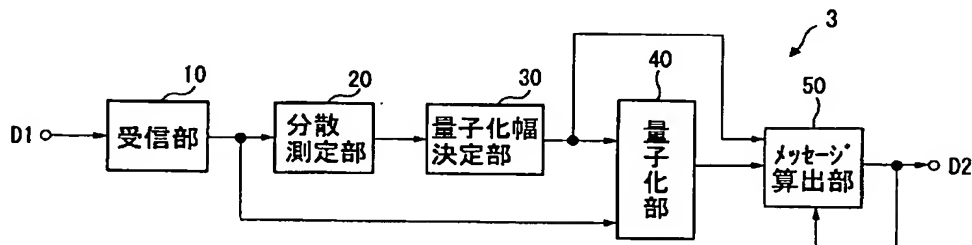
(10) 国際公開番号
WO 2004/021578 A1

- | | | |
|-----------------------------|---|--|
| (51) 国際特許分類: | H03M 13/39, 13/19 | (72) 発明者; および |
| (21) 国際出願番号: | PCT/JP2003/010777 | (75) 発明者/出願人 (米国についてのみ): 菊池 敦 (KIKUCHI, Atsushi) [JP/JP]; 〒240-0053 神奈川県 横浜市 保土ヶ谷区新井町220-20 Kanagawa (JP). 服部 雅之 (HATTORI, Masayuki) [JP/JP]; 〒141-0001 東京都 品川区 北品川6丁目7番35号 ソニー株式会社内 Tokyo (JP). |
| (22) 国際出願日: | 2003 年 8 月 26 日 (26.08.2003) | (74) 代理人: 中村 友之 (NAKAMURA, Tomoyuki); 〒105-0001 東京都 港区 虎ノ門1丁目2番3号 虎ノ門第一ビル9階 三好内外国特許事務所内 Tokyo (JP). |
| (25) 国際出願の言語: | 日本語 | (81) 指定国 (国内): US. |
| (26) 国際公開の言語: | 日本語 | (84) 指定国 (広域): ヨーロッパ特許 (AT, BE, BG, CH, CY, CZ, DE, DK, EE, ES, FI, FR, GB, GR, HU, IE, IT, LU, MC, NL, PT, RO, SE, SI, SK, TR). |
| (30) 優先権データ: | 特願2002-247367 2002 年 8 月 27 日 (27.08.2002) JP | |
| (71) 出願人 (米国を除く全ての指定国について): | ソニー株式会社 (SONY CORPORATION) [JP/JP]; 〒141-0001 東京都 品川区 北品川6丁目7番35号 Tokyo (JP). | |

[続葉有]

(54) Title: DECODING DEVICE AND DECODING METHOD

(54) 発明の名称: 復号装置及び復号方法



10...RECEPTION SECTION
20...SPREAD MEASUREMENT SECTION
30...QUANTIZATION WIDTH DECISION SECTION
40...QUANTIZATION SECTION
50...MESSAGE CALCULATION SECTION

(57) Abstract: A decoding device capable of optimizing a quantization width to increase the encoding performance and decoding an LDPC code with a high accuracy. The decoding device (3) includes a spread measurement section (20) for calculating spread of a noise superimposed on the data received by a reception section (10), a quantization width decision section (30) for deciding an optimized quantization width so that the error probability after decoding for spread of the noise calculated by the spread measurement section (20) is minimum or the noise spread calculated by the spread measurement section (20) for the error probability after the given decoding is maximum, a quantization section (40) for quantizing probability distribution of a reception value received by the reception section (10) with a predetermined low number of bits and with the quantization width decided by the quantization width decision section (30), and a message calculation section (50) for calculating a message as an information bit according to the probability distribution of the reception value quantized by the quantization section (40).

(57) 要約: 量子化幅を最適化して符号性能を向上させ、LDPC符号の復号を高精度に行うことができる復号装置である。復号装置(3)は、受信部(10)によって受信されたデータに重畳されている雑音の分散を求める分散測定部(20)と、この分散測定部(20)によ

[続葉有]

WO 2004/021578 A1



添付公開書類:

一 国際調査報告書

2文字コード及び他の略語については、定期発行される各PCTガゼットの巻頭に掲載されている「コードと略語のガイダンスノート」を参照。

って求められた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して分散測定部(20)によって求められた雑音の分散が最大となるように、最適化した量子化幅を決定する量子化幅決定部(30)と、この量子化幅決定部(30)によって決定された量子化幅で、受信部(10)によって受信された受信値の確率分布を所定の低ビット数で量子化する量子化部(40)と、この量子化部(40)によって量子化された受信値の確率分布に基づいて情報ビットとしてのメッセージを算出するメッセージ算出部(50)とを備える。

明細書

復号装置及び復号方法

5 技術分野

本発明は、低密度パリティ検査符号による符号化が施された符号の復号を行う復号装置及び復号方法に関する。

背景技術

- 10 近年、例えば、移動体通信や深宇宙通信といった通信分野、及び地上波又は衛星ディジタル放送といった放送分野の研究が著しく進められているが、それにともない、誤り訂正符号化及び復号の効率化を目的として符号理論に関する研究も盛んに行われている。

- 符号性能の理論的限界としては、いわゆるシャノン (C. E.
15 Shannon) の通信路符号化定理によって与えられるシャノン限界が知られている。

- 符号理論に関する研究は、このシャノン限界に近い性能を示す符号を開発することを目的として行われている。近年では、シャノン限界に近い性能を示す符号化方法として、例えば、並列連接畳み込み符号
20 (Parallel Concatenated Convolutional Codes ; PCCC) や縦列連接畳み込み符号 (Serially Concatenated Convolutional Codes ; SCCC) といったいわゆるターボ符号化 (Turbo coding) と呼ばれる手法が開発されている。

- また、これらのターボ符号が開発される一方で、古くから知られる符
25 号化方法である低密度パリティ検査符号 (Low Density Parity Check codes ; 以下、LDPC符号という。) が脚光を浴びつつある。

このLDPC符号は、R. G. Gallagerによる「R. G. Gallager, "Low-Density Parity-Check Codes", Cambridge, Massachusetts: M. I. T. Press, 1963」によって最初に提案されたものであり、その後、「D. J. C. MacKay, "Good error
5 correcting codes based on very sparse matrices", Submitted to IEEE Trans. Inf. Theory, IT-45, pp. 399-431, 1999」や「M. G. Luby, M. Mitzenmacher, M. A. Shokrollahi and D. A. Spielman, "Analysis of low density codes and improved designs using irregular graphs", Available at
10 <http://www.icsi.berkeley.edu/~luby/>」等によって再発見されるに至ったものである。

LDPC符号は、近年の研究により、ターボ符号等と同様に、符号長を長くしていくにしたがって、シャノン限界に近い性能が得られることがわかりつつある。また、LDPC符号は、最小距離が符号長に比例する
15 という性質があることから、その特徴として、ブロック誤り確率特性がよく、さらに、ターボ符号等の復号特性において観測されるいわゆるエラーフロア現象が殆ど生じないことも利点として挙げられる。

以下、このようなLDPC符号について具体的に説明する。なお、LDPC符号は、線形符号であり、必ずしも2元である必要はないが、
20 こでは、2元であるものとして説明する。

LDPC符号は、当該符号を定義する検査行列が疎なものであることを最大の特徴とするものである。ここで、疎な行列とは、当該行列内の
"1"の個数が非常に少なく構成されるものであり、疎な検査行列を"H
"で表すものとする。例えば第14図に示すように、各列のハミング
25 重みが"3"であり、且つ、各行のハミング重みが"6"であるもの等が考えられる。

このように、各行及び各列のハミング重みが一定である検査行列Hによって定義されるLDPC符号は、レギュラーLDPC符号と称される。一方、各行及び各列のハミング重みが一定でない検査行列Hによって定義されるLDPC符号は、イレギュラーLDPC符号と称される。

- 5 このようなLDPC符号による符号化は、検査行列Hに基づいて生成行列Gを生成し、この生成行列Gを2元の情報メッセージに対して積算することによって符号語を生成することで実現される。具体的には、LDPC符号による符号化を行う符号化装置は、まず、検査行列Hの転置行列 H^T と算出される生成行列Gとの間に、 $GH^T = 0$ が成立する生成
- 10 行列Gを算出する。ここで、生成行列Gが、 $k \times n$ 行列である場合には、符号化装置は、当該生成行列Gに対してkビットからなる情報メッセージを積算し、nビットからなる符号語を生成する。この符号化装置によって生成された符号語は、値が"0"の符号ビットが"+1"に、値が"1"の符号ビットが"-1"にといったようにマッピングされて送信され、
- 15 所定の通信路を介して復号装置によって受信されることになる。

- 一方、このLDPC符号の復号は、上述したGallagerが
- "Probabilistic Decoding"と称して提案したアルゴリズムであって、
- バリエブルノード(variable node(メッセージノード(message node)ともいう。))とチェックノード(check node)とからなるい
- 20 わゆるタナーグラフ(Tanner graph)上での確率伝播(belief propagation)によるメッセージ・パッシング・アルゴリズムによって行うことが可能である。しかしながら、この"Probabilistic Decoding"においては、各ノード間で受け渡されるメッセージが実数値であることから、解析的に解くためには、連続した値をとるメッセージ
- 25 の確率分布そのものを追跡する必要があり、非常に困難をとまなう解析を必要とすることになる。

そこで、Gallager は、LDPC 符号の復号アルゴリズムとして、アルゴリズム A 又はアルゴリズム B を提案している。

一般的には、LDPC 符号の復号は、第 15 図に示すような手順にしたがって行われる。なお、ここでは、受信値を U_0 (u_{0i}) とし、チェックノードから出力されるメッセージを u_j とし、パリアブルノードから出力されるメッセージを v_i としており、メッセージとは、値の "0" らしさをいわゆる対数尤度比 (log likelihood ratio) で表現した実数値である。

まず、LDPC 符号の復号においては、同図に示すように、ステップ S11 において、受信値 U_0 (u_{0i}) を受信すると、メッセージ u_j を "0" とするとともに、繰り返し処理のカウンタとしての整数 k を "0" とする。

続いて、LDPC 符号の復号においては、ステップ S12 において、受信値 U_0 (u_{0i}) に基づいて、次式 (1) に示す演算を行うことによってメッセージ v_i を求め、さらに、このメッセージ v_i に基づいて、次式 (2) に示す演算を行うことによってメッセージ u_j を求める。そして、LDPC 符号の復号においては、整数 k を "1" だけインクリメントする。

$$v_i = u_{0i} + \sum_{j=1}^{dv-1} u_j \quad \dots (1)$$

$$\tanh\left(\frac{u_j}{2}\right) = \prod_{i=1}^{dc-1} \tanh\left(\frac{v_i}{2}\right) \quad \dots (2)$$

なお、上式（１）及び上式（２）における d_v 、 d_c は、それぞれ、
 上述した検査行列 H の縦方向（列）及び横方向（行）の“１”の個数を
 示す任意に選択可能とされるパラメータであり、例えば（３，６）符号
 の場合には、 $d_v = 3$ 、 $d_c = 6$ となる。ここで、上式（１）及び上式
 5 （２）に示す演算においては、それぞれ、出力しようとするエッジから
 入力されたメッセージを、積又は和演算のパラメータとしては用いない
 ことから、積又は和演算の範囲が $d_v - 1$ 、 $d_c - 1$ までとなっている。
 また、上式（２）に示す演算は、実際には、２入力 v_1 、 v_2 に対する
 １出力で定義される次式（３）に示す関数 R のテーブルを予め作成して
 10 おき、これを次式（４）に示すように連続的に用いることによって行わ
 れる。

$$x = 2 \tanh^{-1} \{ \tanh(v_1/2) \tanh(v_2/2) \} = R(v_1, v_2) \quad \dots (3)$$

$$u_j = R(v_1, R(v_2, R(v_3, \dots R(v_{d_c-2}, v_{d_c-1})))) \quad \dots (4)$$

続いて、LDPC符号の復号においては、ステップS13において、
 15 整数 k が N よりも大きいかな否かを判定する。

ここで、LDPC符号の復号においては、整数 k が N よりも大きくな
 いものと判定した場合には、ステップS12からの処理を繰り返す一方
 で、整数 k が N よりも大きいものと判定した場合には、ステップS14
 へと処理を移行する。

$$v_i = u_{0i} + \sum_{j=1}^{dv} u_j \quad \dots (5)$$

ところで、LDPC符号の復号においては、最初に受信値を量子化する必要がある。このとき、受信値や各ノード間で授受されるメッセージを表現するビット数が少ない場合には、量子化幅をいかに設定するかによって性能が変化することが知られている。

まず、LDPC符号の復号においては、同図に示すように、ステップ
S21において、受信値 U_0 ($u_{0,1}$)を受信すると、これらの受信値 U

。 ($u_{0,i}$) を低ビット数で量子化し、メッセージ v_i を " $u_{0,i}$ " とするとともに、繰り返し処理のカウンタとしての整数 k を " 0 " とする。例えば、LDPC符号の復号においては、メッセージを2ビットで表現する場合には、受信値 U_0 ($u_{0,i}$) を3ビットに量子化する。LDPC符号
5 の復号においては、この3ビットに量子化された受信値 U_0 ($u_{0,i}$) を2ビットに量子化し、メッセージ v_i の算出に用いることになる。

続いて、LDPC符号の復号においては、ステップS22において、メッセージ v_i に基づいて、メッセージ u_j を求め、さらに、受信値 U_0 ($u_{0,i}$) 及び算出したメッセージ u_j に基づいて、上式(1)に示す演
10 算を行うことによってメッセージ v_i を求める。そして、LDPC符号の復号においては、整数 k を " 1 " だけインクリメントする。

なお、LDPC符号の復号においては、上述したように、低ビット数の2入力 v_1, v_2 から低ビット数の1出力関数のテーブルを予め作成しておき、これを連続的に用いることによって低ビット数のメッセージ
15 u_j を求める。また、LDPC符号の復号においては、上式(1)を用いてメッセージ v_i を求めると、ビット数が増加してしまうことから、これを2ビットに量子化する。

続いて、LDPC符号の復号においては、ステップS23において、整数 k が N よりも大きいかな否かを判定する。

20 ここで、LDPC符号の復号においては、整数 k が N よりも大きくないものと判定した場合には、ステップS22からの処理を繰り返す一方で、整数 k が N よりも大きいものと判定した場合には、ステップS24へと処理を移行する。

そして、LDPC符号の復号においては、ステップS24において、
25 最終的に出力する復号結果としてのメッセージ v_i を求めて出力し、一連の処理を終了する。

このようなLDPC符号の復号においては、受信値や各ノード間で授受されるメッセージを量子化する際の量子化幅によって性能が変化する。また、LDPC符号の復号においては、上式(1)を用いてメッセージ v_i を求める際の量子化幅も誤り訂正の性能に影響する。

- 5 しかしながら、LDPC符号の復号においては、量子化幅による性能評価が行われておらず、最適化された量子化幅の指針を与えたものは見受けられない。したがって、LDPC符号の復号においては、この量子化幅を最適化することができれば、符号の性能を向上させることができる余地があることがわかる。
- 10 本発明は、このような実情に鑑みてなされたものであり、量子化幅を最適化して符号性能を向上させ、LDPC符号の復号を高精度に行うことができる復号装置及び復号方法を提供することを目的とする。

発明の開示

- 15 上述した目的を達成する本発明にかかる復号装置は、低密度パリティ検査符号による符号化が施された符号の復号を行う復号装置であって、データを受信値として受信する受信手段と、この受信手段によって受信されたデータに重畳されている雑音の分散を求める分散測定手段と、この分散測定手段によって求められた雑音の分散に対して復号後の誤り確
- 20 率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して分散測定手段によって求められた雑音の分散が最大となるように、最適化した量子化幅を決定する量子化幅決定手段と、この量子化幅決定手段によって決定された量子化幅で、受信手段によって受信された受信値の確率分布を所定の低ビット数で量子化する量子化手段と、この量子化手
- 25 段によって量子化された受信値の確率分布に基づいて情報ビットとして

のメッセージを算出するメッセージ算出手段とを備えることを特徴としている。

このような本発明にかかる復号装置は、与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように最適化された量子化幅で、受信値の確率分布を量子化手段によって所定の低ビット数で量子化し、この量子化手段によって量子化された受信値の確率分布に基づいてメッセージ算出手段によって復号する。

また、上述した目的を達成する本発明にかかる復号方法は、低密度パリティ検査符号による符号化が施された符号の復号を行う復号方法であって、データを受信値として受信する受信工程と、この受信工程にて受信されたデータに重畳されている雑音の分散を求める分散測定工程と、この分散測定工程にて求められた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して分散測定工程にて求められた雑音の分散が最大となるように、最適化した量子化幅を決定する量子化幅決定工程と、この量子化幅決定工程にて決定された量子化幅で、受信工程にて受信された受信値の確率分布を所定の低ビット数で量子化する量子化工程と、この量子化工程にて量子化された受信値の確率分布に基づいて情報ビットとしてのメッセージを算出するメッセージ算出工程とを備えることを特徴としている。

このような本発明にかかる復号方法は、与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように最適化された量子化幅で、受信値の確率分布を所定の低ビット数で量子化し、この量子化された受信値の確率分布に基づいて復号する。

図面の簡単な説明

第1図は、本発明の実施の形態として示すデータ送受信システムを適用する通信モデルの構成を説明するブロック図である。

第2A図乃至第2B図は、イニシャル・メッセージに対する量子化を説明するための図であって、第2A図は、イニシャル・メッセージの確率分布を示し、第2B図は、第2A図に示す確率分布を複数の領域に分割するように量子化した様子を示す図である。

第3図は、量子化幅を最適化するために、信号対雑音電力比 E_b/N_0 と復号後の誤り確率の "10" を底とする対数表記 ($\log_{10} \text{BER}$) との関係性を求めた解析結果を説明する図である。

第4図は、同データ送受信システムにおける復号装置の構成を説明するブロック図である。

第5図は、同復号装置が有するメッセージ算出部によってメッセージを算出して出力する際の一連の工程を説明するフローチャートである。

第6図は、イレギュラーな符号で雑音の分散 σ を一定としたときにおいて、パラメータ $dc(\text{ave})$ と復号後の誤り確率の "10" を底とする対数表記 ($\log_{10} \text{BER}$) との関係性を求めた解析結果を説明する図である。

第7図は、イレギュラーな符号でパラメータ $dc(\text{ave})$ を一定としたときにおいて、信号対雑音電力比 E_b/N_0 と復号後の誤り確率の "10" を底とする対数表記 ($\log_{10} \text{BER}$) との関係性を求めた解析結果を説明する図である。

第8図は、イレギュラーな符号で雑音の分散 σ を一定としたときにおいて、パラメータ $dc(\text{ave})$ と復号後の誤り確率の "10" を底とする対数表記 ($\log_{10} \text{BER}$) との関係性を求めた解析結果を説明する図であって、確率分布 P_v を量子化する際に、 $V(1)$ 、 $V(2)$

として、確率分布 P_v の 2 項の和を用いる場合と 3 項の和を用いる場合とを比較するための図である。

第 9 図は、関数 $\lambda(x)$ における次数 n と復号後の誤り確率が 10^{-3} となるときの雑音の分散 σ との関係を求めた解析結果を説明する図である。

第 10 図は、関数 $\lambda(x)$ における次数 n と復号後の誤り確率が 10^{-6} となるときの雑音の分散 σ との関係を求めた解析結果を説明する図である。

第 11 図は、関数 $\lambda(x)$ における次数 n_2 をパラメータとし、次数 n_1 と復号後の誤り確率が 10^{-6} となるときの雑音の分散 σ との関係を求めた解析結果を説明する図である。

第 12 図は、同データ送受信システムにおける符号化装置の構成を説明するブロック図である。

第 13 図は、コンピュータ装置の構成を説明するブロック図である。

第 14 図は、疎な検査行列の一例を説明する図である。

第 15 図は、LDPC 符号を復号する際の一連の手順を説明するフローチャートである。

第 16 図は、(3, 6) 符号を復号する際における各ノード間でのメッセージの流れを説明する図である。

第 17 図は、LDPC 符号を低ビット数で量子化して復号する際の一連の手順を説明するフローチャートである。

発明を実施するための最良の形態

以下、本発明を適用した具体的な実施の形態について図面を参照しながら詳細に説明する。

この実施の形態は、第1図に示すように、デジタル情報を図示しない送信装置が備える符号化装置1によって符号化し、その出力を雑音のある所定の通信路2を介して図示しない受信装置に入力して、この受信装置が備える復号装置3によって復号する通信モデルに適用したデータ送受信システムである。

このデータ送受信システムにおいて、符号化装置1は、低密度パリティ検査符号 (Low Density Parity Check codes ; 以下、LDPC符号という。) による符号化を行うものとして構成されるものである。特に、符号化装置1は、復号装置3において受信値や各ノード間で授受されるメッセージを少ないビット数で表現する際に、後述するディグリー・シーケンス (degree sequence) を最適化し、符号性能を向上させることができるものである。

一方、復号装置3は、符号化装置1によって符号化がなされた符号の復号を行うものであって、繰り返し復号を行うものとして構成されるものである。特に、復号装置3は、受信値や各ノード間で授受されるメッセージを少ないビット数で表現する際の量子化幅を最適化し、高精度にLDPC符号の復号を行うことができるものである。

まず、以下では、データ送受信システムの具体的な構成の説明に先だて、当該データ送受信システムによる符号化処理及び復号処理の指針を与えるに至った解析結果について説明する。

まず、復号処理における量子化方法の最適化に関する解析結果について説明する。

イニシャル・メッセージ、すなわち、受信値を3ビットで表現し、その後のメッセージを2ビットで表現する復号処理の解析を、例えば「Sae-Young Chung, G. David Forney, Jr. , Thomas J. Richardson and Rudiger Urbanke, "On the design of low-

density parity-check codes within 0.0045 dB of the Shannon limit", To Appear in IEEE Communications Letters」に記載されている手法である、いわゆるデンシティ・エボリューション (density evolution) によって行う。

- 5 まず、レギュラーないわゆる (3, 6) 符号について、すなわち、 $d_v = 3$, $d_c = 6$ とした場合について解析する。

バリエブルノード (variable node) から出力されるメッセージを V とし、チェックノード (check node) から出力されるメッセージを U とすると、メッセージ V は、次式 (6) で表すことができる。

$$V = \sum_{j=0}^{d_v-1} U_j \quad \dots (6)$$

10

上式 (6) において、メッセージ U_0 は、イニシャル・メッセージであり、メッセージ U_j ($j = 1, 2, \dots, d_v - 1$) は、隣接するバリエブルノードから入力されるメッセージである。また、メッセージ U は、次式 (7) で表すことができる。

$$\tanh\left(\frac{U}{2}\right) = \prod_{i=1}^{d_c-1} \tanh\left(\frac{V_i}{2}\right) \quad \dots (7)$$

15

ここで、いわゆる対数尤度比 (log likelihood ratio) で表現された実数値であるイニシャル・メッセージを 3 ビットに量子化する場合には、当該イニシャル・メッセージの確率分布における正值の部分と負値の部分とを、それぞれ、4 つの領域に分割する。すなわち、イニシ

- 20 ル・メッセージの確率分布が第 2 A 図に示すように表される場合には、

- 第2B図に示すように、8つの領域に分割するように量子化する。なお、同図における横軸は、対数尤度比を示し、縦軸は、確率分布を示している。このとき、対数尤度比の分割の区切りは、正值の部分で3つ必要になるが、これらの値、すなわち、量子化幅を a_1 , a_2 , a_3 とする。また、負値の部分については、正值の部分と対称に分割するものとする。
- 5 メッセージ U_0 は、3ビットであることから、0～7の値をとるものとし、イニシャル・メッセージ U_0 以外の他のメッセージ U_j は、2ビットであることから、0～3の値をとるものとする。

- デンスティ・エボルーションにおいては、 $d_v = 3$ の場合には、メッセージ U_0 の確率分布 $P_{u_0}(j)$ ($j = 0, 1, \dots, 7$)と、メッセージ V_1 の確率分布 P_v を求めるために、チェックノードから入力されるメッセージ U_j の確率分布 $P_u(j)$ ($j = 0, 1, 2, 3$)とを用いて、次式(8)に示すような畳み込み演算を行う。なお、次式
- 10 (8)における"＊"は、畳み込み演算を表す演算子である。

$$P_v = P_{u0} * P_u * P_u \dots (8)$$

15

- この上式(8)に示す畳み込み演算は、多項式の乗算のようにして実現することができる。求められた確率分布 P_v は、0～13の値をとることになる。デンスティ・エボルーションにおいては、この確率分布 P_v で表されるメッセージを2ビットに量子化し、パリアブルノードから
- 20 出力されるメッセージ V とする。

つぎに、上式(7)に示した演算方法について説明する。パリアブルノードは、 $d_c = 6$ の場合には、5入力1出力のノードとなる。このパリアブルノードから出力されるメッセージ V_1 は、2ビットであることから、0～3の値をとる。ここで、値0, 1は、対数尤度比が負値であ

る場合に対応し、値 2, 3 は、対数尤度比が正值である場合に対応するものとする。したがって、バリアブルノードは、入力されるメッセージに "0" 又は "1" の値が奇数個含まれている場合には、"0" 又は "1" の値を出力し、入力されるメッセージに "0" 又は "1" の値が偶数個含まれている場合には、"2" 又は "3" の値を出力する。また、バリアブルノードは、1 つでも "1" 又は "2" の値がある場合には、"1" 又は "2" の値を出力する。

デンシティ・エボルーションにおいては、このような規則が成立するときには、以下のようにして演算が行われる。

10 まず、次式 (9) に示すように、2 入力で上式 (7) におけるメッセージ U に対応する 1 出力の関数 R を定義する。

$$V_3 = R(V_1, V_2) \quad \dots (9)$$

この上式 (9) に示す関数 R で表される 2 ビットのメッセージ V_3 は、次表 1 に示すようなテーブルを予め作成しておき、このテーブルを参照
15 することによって求めることができる。

表1 式(9)の変換表

	V ₂	0	1	2	3
V ₁					
0		3	2	1	0
1		2	2	1	1
2		1	1	2	2
3		0	1	2	3

したがって、上式(7)に対応する5入力(V₁, V₂, V₃, V₄, V₅)に対する1出力(U₅)は、次式(10)に示すように、上表1を用いた上式(9)の演算を連続的に行うことによって求めることができる。

$$U_5 = R(V_5, R(V_4, R(V_3, R(V_2, V_1)))) \quad \dots (1.0)$$

さて、デンシティ・エボリューションにおいては、メッセージV₁, V₂の確率分布を、それぞれ、P₁(i), P₂(i) (i=0, 1, 2, 3)とすると、上式(9)に対応する演算は、次式(11)に示すようになる。

$$\begin{cases} P_3(0) = P_1(0)P_2(3) + P_1(3)P_2(0) \\ P_3(1) = P_1(0)P_2(2) + P_1(1)\{P_2(2) + P_2(3)\} + P_1(2)\{P_2(0) + P_2(1)\} + P_1(3)P_2(1) \\ P_3(2) = P_1(0)P_2(1) + P_1(1)\{P_2(0) + P_2(1)\} + P_1(2)\{P_2(2) + P_2(3)\} + P_1(3)P_2(2) \\ P_3(3) = P_1(0)P_2(0) + P_1(3)P_2(3) \end{cases} \quad \dots (11)$$

デンシテイ・エボリューションにおいては、入力されるメッセージVの確率分布を P_v とすると、上式(10)に対応するメッセージUの確率分布 P_u は、次式(12)によって求めることができる。

$$P_u = R(P_v, R(P_v, R(P_v, R(P_v, P_v)))) \quad \dots (12)$$

5

ここで、上式(11)に示した演算においては、上表1を用いた上式(10)の演算を本来であれば4回行う必要があるが、次式(13)乃至次式(15)に示すように、3回の演算で済ませることができる。

$$P_2 = R(P_v, P_v) \quad \dots (13)$$

$$P_4 = R(P_2, P_2) \quad \dots (14)$$

$$P_u = R(p_v, p_4) \quad \dots (15)$$

この上式（15）の結果と上式（12）の結果は、一致する。これにより、デンシティ・エボルーションにおいては、確率分布 P_v から2ビットの確率分布 P_u を求めることができる。

- 5 さて、以上のようなデンシティ・エボルーションによる解析例を以下に示す。解析は、イニシャル・メッセージ U_0 を3ビットとしたときにおいて、上述した量子化幅 a_1 , a_2 , a_3 を最適化した場合、及び量子化幅 a_1 , a_2 , a_3 を等間隔とした場合、並びにイニシャル・メッセージ U_0 を2ビットとしたときにおいて、量子化幅 a_1 のみを最適化した場合について行った。

まず、イニシャル・メッセージ U_0 を3ビットとしたときにおいて、量子化幅 a_1 , a_2 , a_3 を最適化する場合を考えた。ここで、演算の範囲は、対数尤度比が“-25”から“+25”までとした。

- イニシャル・メッセージ U_0 を3ビットとするためには、量子化幅 a_1 , a_2 , a_3 を設定する必要がある。ここでは、1ビットあたりの信号対雑音電力比 E_b/N_0 [dB] 又は雑音の分散 σ が与えられたとき、誤り訂正の性能が最良となるように、量子化幅 a_1 , a_2 , a_3 を最適化することを試みる。この場合、解析を行うと、第3図中実線部 a に示すような結果が得られた。なお、同図における横軸は、信号対雑音電力比 E_b/N_0 を示し、縦軸は、復号後の誤り確率の“10”を底とする対数表記 ($\log_{10} BER$) を示している。また、横軸に示す信号対雑音電力比 E_b/N_0 に対応する雑音の分散 σ 及び誤り訂正前の誤り確率 P_b は、次表2に示す値である。

表2 E_b/N_0 , σ , P_b の関係

E_b/N_0	1.50	2.00	2.50	3.00
σ	0.8414	0.7943	0.7499	0.7080
P_b	0.1173	0.1040	0.0912	0.0789

同図からは、雑音の分散 σ の閾値が不明確である。より具体的には、雑音の分散 σ が "0. 8 2 3 7" のとき、誤り訂正前の誤り確率 P_b は、
 "0. 1 1 2 3" であり、誤り訂正後の誤り確率は、"0. 0 0 4 5 3 3"
 5 "まで減少するが、"0"にまで減少することはないという結果が得られた。このときの量子化幅 a_1 , a_2 , a_3 は、それぞれ、"1. 4 6", "2. 9 1", "4. 5 7" となった。この量子化幅 a_1 , a_2 , a_3 は、それぞれ、互いに略等間隔になっており、次式 (16) に示す関係が成立する。

$$\begin{cases} a_2 \cong 2 \cdot a_1 \\ a_3 \cong 3 \cdot a_1 \end{cases} \quad \dots (16)$$

10

また、同図から、雑音の分散 σ を小さくしていくと、誤り訂正後の誤り確率は小さくなるが、"0"になるような閾値が存在しないことがわかる。このとき、量子化幅 a_1 , a_2 , a_3 は、互いに略等間隔である状態からは大きく離れていく。例えば $\sigma = 0. 7 7 6$ の場合には、誤
 15 り訂正前の誤り確率 P_b は、"0. 0 9 8 8" であり、誤り訂正後の誤り確率は、"5. 9 4 $\times 10^{-10}$ " となった。このときの量子化幅 a_1 , a_2 , a_3 は、それぞれ、"1. 7 5", "8. 0 2", "2 1. 6" となった。なお、上式 (8) に示した確率分布 P_v は、上述したように、0 ~ 1 3

の値をとり、これを2ビットに量子化する際には、次式(17)を用いている。

$$\left\{ \begin{array}{l} V(0) = \sum_{i=0}^5 P_v(i) \\ V(1) = P_v(6) \\ V(2) = P_v(7) \\ V(3) = \sum_{i=8}^{13} P_v(i) \end{array} \right. \quad \dots (17)$$

また、量子化の方法として、 $V(1) = P_v(6) + P_v(5)$ 、 $V(2) = P_v(7) + P_v(8)$ も試みたが、誤り訂正の能力が極端に悪化する傾向がみられた。

つぎに、量子化幅 a_1 、 a_2 、 a_3 を等間隔とする場合を考えた。すなわち、イニシャル・メッセージ U_0 については、同様に3ビットとしたが、 $a_2 = 2 \cdot a_1$ 、 $a_3 = 3 \cdot a_1$ の条件を付加して解析を行った。したがって、この場合には、誤り訂正の性能を最良とするための最適化のパラメータは、量子化幅 a_1 のみとなる。この場合、解析を行うと、第3図中破線部bに示すような結果が得られた。

同図から、信号対雑音電力比 E_b/N_0 が1.8 dB程度までは、同図中実線部aに示した結果と同様であるが、信号対雑音電力比 E_b/N_0 が1.8 dBよりも大きくなった場合には、誤り訂正の性能が悪化するということがわかる。

つぎに、イニシャル・メッセージ U_0 を2ビットとしたときにおいて、量子化幅 a_1 のみを誤り訂正の性能が最良となるように最適化する場合を考えた。この場合、イニシャル・メッセージ U_0 の確率分布における

正值の部分は、 $U_0(2)$ 及び $U_0(3)$ の 2 つに分割することになることから、その境界は、値 a_1 のみとなる。誤り訂正の性能が最良となるように量子化幅 a_1 の最適化を行うと、第 3 図中破線部 c に示すような結果が得られた。

- 5 同図から、雑音の分散 σ に閾値が存在することがわかり、その閾値は、 $\sigma = 0.7725$ となった。このときの量子化幅 a_1 は、"1.755" となった。なお、2 ビットの場合には、上式 (8) に示した確率分布 P_v は、0 ~ 9 の値をとることになり、これを 2 ビットに量子化するための上式 (17) に対応する算出式として、 $V(1) = P_v(4)$,
10 $V(2) = P_v(5)$ を用い、残りの $P_v(0)$ から $P_v(3)$ までの和を $V(0)$ とし、 $P_v(6)$ から $P_v(9)$ までの和を $V(3)$ として
いる。

- 以上の解析結果から、LDPC 符号の復号においては、雑音の分散 σ の値に応じて、最適な量子化幅が存在することがわかる。したがって、LDPC 符号の復号においては、イニシャル・メッセージやパリア
15 ブルノードから出力されるメッセージを量子化する際には、与えられた雑音の分散 σ に対して復号後の誤り確率が最小となるように、量子化幅を設定するのが望ましいことが示唆された。換言すれば、LDPC 符号の復号においては、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散
20 σ が最大となるように、量子化幅を設定するのが望ましいことが示唆された。

さて、データ送受信システムにおける受信装置が備える復号装置 3 は、このような解析の結果を踏まえて、以下のように構成することができる。

- すなわち、復号装置 3 は、例えば第 4 図に示すように、送信装置から
25 通信路 2 を介して送信されたデータ D1 を受信する受信部 10 と、この受信部 10 によって受信されたデータ D1 に重畳されている雑音の分散

σ を求める分散測定部 20 と、この分散測定部 20 によって求められた雑音の分散 σ に基づいて最適化した量子化幅を決定する量子化幅決定部 30 と、受信部 10 によって受信された受信値の確率分布 P_{u_0} を量子化する量子化部 40 と、この量子化部 40 によって量子化された受信値の確率分布 P_{u_0} に基づいて情報ビットとしてのメッセージを算出するメッセージ算出部 50 とを有する。この復号装置 3 は、通信路 2 上で発生した雑音の影響によって実数値をとる受信値に基づいて符号化装置 1 における入力データを推定し、復号データ D2 として出力する。

受信部 10 は、送信装置から通信路 2 を介して送信されたデータ D1 を受信値として受信する。受信部 10 は、受信した受信値を分散測定部 20 及び量子化部 40 に供給する。

分散測定部 20 は、受信部 10 によって受信されたデータ D1 に重畳されている雑音の分散 σ を測定して求める。分散測定部 20 は、求めた雑音の分散 σ の値を示す情報を量子化幅決定部 30 に供給する。

量子化幅決定部 30 は、分散測定部 20 によって求められた雑音の分散 σ に基づいて、最適化した量子化幅を決定する。すなわち、量子化幅決定部 30 は、分散測定部 20 によって求められた雑音の分散 σ に対して復号後の誤り確率が最小となるように、量子化幅を決定する。また、量子化幅決定部 30 は、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散 σ が最大となるように、量子化幅を決定するようにしてもよい。量子化幅決定部 30 は、受信値に対して決定した量子化幅の値を示す情報を量子化部 40 に供給するとともに、バリエابلノードから出力されるメッセージに対して決定した量子化幅の値を示す情報をメッセージ算出部 50 に供給する。

量子化部 40 は、受信部 10 によって受信された受信値の確率分布 P_{u_0} を所定の低ビット数で量子化する。例えば、量子化部 40 は、メッ

セージを2ビットで表現する場合には、受信値の確率分布 P_{u_0} を3ビットに量子化する。このとき、量子化部40は、量子化幅決定部30によって決定された量子化幅で量子化する。量子化部40は、量子化した受信値をメッセージ算出部50に供給する。

- 5 メッセージ算出部50は、量子化部40から供給された受信値に基づいてバリアブルノードから出力されるメッセージを算出し、さらに、このメッセージに基づいて、チェックノード (check node) から出力されるメッセージを算出する、といった一連の復号動作を所定の回数だけ反復して行い、情報ビットとしてのメッセージを算出する。具体的には、
- 10 メッセージ算出部50は、第5図に示すような一連の工程を経ることにより、メッセージを算出する。

- まず、メッセージ算出部50は、同図に示すように、ステップS1において、量子化部40によって量子化された受信値の確率分布 P_{u_0} をさらに量子化し、バリアブルノードから出力されるメッセージ v_1 の確率分布 P_v とするとともに、繰り返し処理のカウンタとしての整数 k を
- 15 "0" とする。例えば、メッセージ算出部50は、メッセージを2ビットで表現する場合には、例えば3ビットに量子化された受信値の確率分布 P_{u_0} を2ビットに量子化し、確率分布 P_v とする。

- 続いて、メッセージ算出部50は、ステップS2において、確率分布
- 20 P_v に基づいて、チェックノードから出力されるメッセージ u_1 の確率分布 P_u を求め、さらに、受信値の確率分布 P_{u_0} 及び算出したメッセージ u_1 の確率分布 P_u に基づいて、上式(8)に示す演算を行うことによってメッセージ v_1 の確率分布 P_v を求める。そして、LDPC符号の復号においては、整数 k を"1"だけインクリメントする。

- 25 なお、メッセージ算出部50は、低ビット数の2入力 v_1 , v_2 から低ビット数の1出力関数のテーブルを予め作成しておき、これを上式

(12) に示したように連続的に用いることによって低ビット数のメッセージ u_i の確率分布 P_u を求める。また、メッセージ算出部 50 は、上式 (8) を用いてメッセージ v_i の確率分布 P_v を求めると、ビット

- 5 メッセージ算出部 50 は、量子化幅決定部 30 によって決定された量子化幅で量子化する。

続いて、メッセージ算出部 50 は、ステップ S3 において、整数 k が N よりも大きいかな否かを判定する。

- 10 ここで、メッセージ算出部 50 は、整数 k が N よりも大きくないものと判定した場合には、ステップ S2 からの処理を繰り返す一方で、整数 k が N よりも大きいものと判定した場合には、ステップ S4 へと処理を移行する。

- 15 そして、メッセージ算出部 50 は、ステップ S4 において、最終的に出力する復号結果としてのメッセージ v_i を求めて出力し、一連の処理を終了する。

メッセージ算出部 50 は、このような一連の工程を経ることによって算出したメッセージを復号データ D2 として外部に出力する。

- 20 このような復号装置 3 は、符号化装置 1 によって符号化されて送信されたデータ D1 に対して繰り返し復号を行うことにより、復号複雑度が高い符号の特性を逐次的に向上させ、所定の回数の復号動作の結果得られた復号データ D2 を出力する。

- 25 このとき、復号装置 3 は、分散測定部 20 によって求められた雑音の分散 σ に対して復号後の誤り確率が最小となるように、量子化幅決定部 30 によって量子化幅を決定し、量子化部 40 による受信値の量子化の際、及びメッセージ算出部 50 によるメッセージの量子化の際に、決定された量子化幅の低ビット数で量子化する。

したがって、復号装置 3 は、符号の性能を向上させ、高精度に復号することができる。

つぎに、イレギュラー LDPC 符号の符号化処理におけるディグリー・シーケンスの最適化に関する解析結果について説明する。

- 5 イレギュラー LDPC 符号においては、検査行列をいわゆるディグリー・シーケンスによって定義する。ディグリー・シーケンスとは、検査行列における "1" の個数の分布を表すものであり、検査行列における縦方向（列）の "1" の個数の分布については、次式（18）に示す関数 $\lambda(x)$ で表し、検査行列における横方向（行）の "1" の個数の分布については、次式（19）に示す関数 $\rho(x)$ で表す。

$$\lambda(x) = \sum \lambda_i x^{n_i} \quad \dots (18)$$

$$\rho(x) = \sum \rho_i x^{m_i} \quad \dots (19)$$

- ここで、レギュラー LDPC 符号の検査行列における縦方向（列）の "1" の個数を表す上述した d_v に対応する関数 $\lambda(x)$ の次数 n_i は、
- 15 奇数のみとする。これは、次数 n_i を偶数とすると、上式（8）に示した畳み込み演算において確率分布 P_u が奇数個となり、その結果、対数尤度比で "0" となる値が生じ、2 ビットに量子化することができない事態を招来するからである。これに対して、レギュラー LDPC 符号の検査行列における横方向（行）の "1" の個数を表す上述した d_c に対応する関数 $\rho(x)$ の次数 m_i は、奇数又は偶数の如何を問わない。こ
- 20 こでは、次式（20）に示すように、関数 $\lambda(x)$ を 2 項の和からなる多項式で表現し、その次数 n_i として、"3" と任意の奇数 n を用いる

とともに、次式 (2 1) に示すように、関数 $\rho(x)$ も 2 項の和からなる多項式で表現するものとする。なお、次式 (2 0) に示す係数 $\lambda(3)$ は、検査行列における縦方向 (列) の "1" の個数が "3" である割合を示し、係数 $\lambda(n)$ は、検査行列における縦方向 (列) の "1" の個数が "n" である割合を示している。また、次式 (2 1) における係数 $\rho(m)$ は、検査行列における横方向 (行) の "1" の個数が "m" である割合を示し、係数 $\rho(m+1)$ は、検査行列における横方向 (行) の "1" の個数が "m+1" である割合を示している。

$$\lambda(x) = \lambda(3)x^3 + \lambda(n)x^n$$

$$\text{ただし、}\lambda(3) + \lambda(n) = 1 \quad \dots (20)$$

$$\rho(x) = \rho(m)x^m + \rho(m+1)x^{m+1}$$

$$\text{ただし、}\rho(m) + \rho(m+1) = 1 \quad \dots (21)$$

10

また、符号化率が "1 / 2" の場合には、次式 (2 2) に示す条件が付加される。

$$\frac{1}{2}[(\lambda(3)/3) + (\lambda(n)/n)] = [(\rho(m)/m) + (\rho(m+1)/(m+1))] \quad \dots (22)$$

これらの条件から、次式 (2 3) に示すように、検査行列における横方向 (行) の "1" の個数の平均値を示すパラメータ $d c(a v e)$ が与えられると、上式 (2 0) 及び上式 (2 1) における係数 $\lambda(3)$, $\lambda(n)$, $\rho(m)$, $\rho(m+1)$ が求められる。

15

$$dc(ave) = \rho(m)m + \rho(m+1)(m+1) \quad \dots (23)$$

さて、解析例を以下に示す。解析は、次数 n については、 $n = 9, 11, 13, 15$ の 4 通りとし、次数 m については、 $m = 6$ とした場合について行った。

- 5 まず、 $n = 9$ とした場合について説明する。ここでは、雑音の分散 σ を "0.79" とし、さらに、上式 (23) におけるパラメータ $dc(ave)$ を 6 ~ 7 の間で変化させて解析を行った。この場合、パラメータ $dc(ave)$ と復号後の誤り確率との関係を求めると、第 6 図中実線部 a に示すような結果が得られた。なお、同図における横軸は、
- 10 パラメータ $dc(ave)$ を示し、縦軸は、復号後の誤り確率の "10" を底とする対数表記 ($\log_{10} BER$) を示している。

ここで、 $n = 9$ の場合には、上式 (8) に示した確率分布 P_v は、0 ~ 31 の値をとることになる。したがって、これを 2 ビットに量子化する際には、上式 (17) の代わりに、次式 (24) に示すように、 V

- 15 (1), $V(2)$ として、確率分布 P_v の 2 項の和を用いている。

$$\begin{cases} V(0) = \sum_{i=0}^{13} P_v(i) \\ V(1) = P_v(14) + P_v(15) \\ V(2) = P_v(16) + P_v(17) \\ V(3) = \sum_{i=18}^{31} P_v(i) \end{cases} \quad \dots (24)$$

同図から、パラメータ $dc(ave)$ が "6.67" の場合に、誤り訂正後の誤り確率が最小になることがわかる。

そこで、パラメータ $dc(ave)$ を "6.67" としたときの信号対雑音電力比 E_b/N_0 と復号後の誤り確率の "10" を底とする対数表記 ($\log_{10} BER$) との関係性を求めると、第7図中破線部 b に示すような結果が得られた。なお、横軸に示す信号対雑音電力比 E_b/N_0 に対応する雑音の分散 σ 及び誤り訂正前の誤り確率 P_b は、次表3に示す値である。また、同図における実線部 a は、パラメータ $dc(ave)$ を "6" とした場合、すなわち、レギュラーな (3, 6) 符号の場合について示している。

表3 E_b/N_0 , σ , P_b の関係

E_b/N_0	1.40	1.60	1.80	2.00	2.20
σ	0.8511	0.8318	0.8128	0.7943	0.7763
P_b	0.12	0.1146	0.1093	0.1040	0.0988

同図から、レギュラーな (3, 6) 符号に比べ、パラメータ $dc(ave)$ を "6.67" としたイレギュラーな符号の方が性能が向上することがわかる。

つぎに、 $n=11$, 13 とした場合について説明する。 $n=11$ とした場合には、雑音の分散 σ を "0.79" とし、 $n=13$ とした場合には、雑音の分散 σ を "0.795" とし、パラメータ $dc(ave)$ を変化させて解析を行った。この場合、パラメータ $dc(ave)$ と復号後の誤り確率との関係性を求めると、 $n=11$ の場合には、第6図中破線

部 b に示すような結果が得られ、 $n = 13$ の場合には、同図中破線部 c に示すような結果が得られた。なお、このとき、確率分布 P_v を 2 ビットに量子化する際には、上式 (24) に示したように、 $V(1)$ 、 $V(2)$ として、確率分布 P_v の 2 項の和を用いている。

- 5 同図から、 $n = 11$ の場合には、パラメータ $dc(ave)$ が "6.96" の場合に、誤り訂正後の誤り確率が最小になり、 $n = 13$ の場合には、パラメータ $dc(ave)$ が "7.12" の場合に、誤り訂正後の誤り確率が最小になることがわかる。

- そこで、パラメータ $dc(ave)$ を "6.96"、"7.12" としたときの信号対雑音電力比 E_b/N_0 と復号後の誤り確率の "10" を底とする対数表記 ($\log_{10} BER$) との関係を求めると、それぞれ、第 7 図中破線部 c、d に示すような結果が得られた。

同図から、次数 n を増加させると性能が向上することがわかる。

- 最後に、 $n = 15$ とした場合について説明する。ここでは、上式 (8) に示した確率分布 P_v を量子化する際に、 $V(1)$ 、 $V(2)$ として、確率分布 P_v の 2 項の和を用いる場合と 3 項の和を用いる場合とを比較したとき、どちらの性能がよいかを調べた。雑音の分散 σ を "0.795" とし、パラメータ $dc(ave)$ を 7~8 の間で変化させて解析を行うと、2 項の和を用いた場合には、第 8 図中破線部 a に示すような結果が得られ、3 項の和を用いた場合には、同図中実線部 b に示すような結果が得られた。なお、同図における横軸は、パラメータ $dc(ave)$ を示し、縦軸は、復号後の誤り確率の "10" を底とする対数表記 ($\log_{10} BER$) を示している。

- 同図から、 $V(1)$ 、 $V(2)$ として、確率分布 P_v の 3 項の和を用いる場合の方が性能が向上し、パラメータ $dc(ave)$ が "7.61" の場合に、誤り訂正後の誤り確率が最小になることがわかる。

これらの解析から、レギュラー符号に比べ、イレギュラー符号の方が性能が向上し、また、イレギュラー符号の場合には、ディグリー・シーケンスを表す関数 $\lambda(x)$ の最高次数 n を増加させるのにもとない、
10 性能が向上することがわかった。

15 まず、関数 $\lambda(x)$ を 2 項の和からなる多項式で表現する場合、すなわち、上式 (20) を用いて検査行列における縦方向 (列) のディグリー・シーケンスを表現する場合について説明する。なお、このとき、検査行列における横方向 (行) のディグリー・シーケンスについては、上式 (21) に示した関数 $\rho(x)$ を用いて表すものとする。

20 デンシティ・エポリューションにおいては、関数 $\lambda(x)$ が上式 (20) によって表される場合には、 x^3 の項に対応する確率分布は、上式 (8) 及び上式 (17) を用いて求めることができる。一方、デンシティ・エポリューションにおいては、 x^n の項に対する畳み込み演算は、高速フーリエ変換 (Fast Fourier Transform; 以下、FFT とい

25 う。) を用いて行うことができる。この畳み込み演算の結果は、 $P_v(0)$ から $P_v(n_f)$ ($n_f = 7 + 3(n-1)$) まで値が入ること

になる。解析を行う際には、この結果を2ビットに量子化するのであるが、次数 n が大きいときには、この2ビットに量子化する際、上式(17)における $V(1)$, $V(2)$ を1項で表すのではなく、2つ以上の項で表した方が性能が向上する。この量子化の際の $V(1)$, $V(2)$ を表す項数 k を変化させたときの性能を調べた。

この解析においては、イニシャル・メッセージ U_0 を3ビットに量子化する際の上述した量子化幅 a_1 , a_2 , a_3 は、常に最適化するものとし、繰り返し復号によって誤り確率が所定の値となったときの雑音の分散 σ を求めた。具体的には、この解析においては、関数 $\lambda(x)$ の次数 n を与え、繰り返し復号後の誤り確率が " 10^{-3} " となる場合と " 10^{-6} " となる場合とについて、雑音の分散 σ が最大となるように、上式(20)における係数 $\lambda(n)$ を最適化した。

この場合、次数 n と復号後の誤り確率が " 10^{-3} " となるときの雑音の分散 σ との関係を求めると、第9図に示すような結果が得られた。なお、同図においては、確率分布 P_v を2ビットに量子化する際に、 $V(1)$, $V(2)$ を表す項数 k をパラメータとし、 $k=1, 2, 3, 4$ としたときにおける特性を、それぞれ、実線部 a 、破線部 b, c, d で示している。

同図から、 $k=3$ の場合に最も性能が向上することがわかる。より具体的に、 $k=3$ の場合、次数 n が " 19 " までは、 n が増加するのにもない雑音の分散 σ は大きくなり、誤り訂正の性能は向上するが、次数 n を " 19 " よりも大きくすると、雑音の分散 σ は小さくなり、誤り訂正の性能が悪化することがわかる。この解析から、誤り訂正後の誤り確率を " 10^{-3} " とするときには、項数 k が " 3 " のとき且つ次数 n が " 19 " のときに誤り訂正の性能が最良となり、そのときの雑音の分散 σ の最大値は、" 0.8371 " ($E_b/N_0=1.54$ dB) となる結果

が得られた。また、このときの係数 $\lambda(n)$ は、"0.3088"となり、検査行列における横方向（行）の"1"の個数の平均値 $\rho(\text{ave})$ は、"8.1270"となった。

また、次数 n と復号後の誤り確率が" 10^{-6} "となるときの雑音の分散 σ との関係を求めると、第10図に示すような結果が得られた。なお、同図においても、確率分布 P_v を2ビットに量子化する際に、 $V(1)$ 、 $V(2)$ を表す項数 k をパラメータとし、 $k=1, 2, 3, 4, 5$ としたときにおける特性を、それぞれ、実線部 a 、破線部 b, c, d, e で示している。

同図から、次数 n が"11"よりも大きい場合には、 $k=3$ の場合に最も性能が向上することがわかる。より具体的には、 $k=3$ の場合、次数 n が"21"までは、 n が増加するのにともない雑音の分散 σ は大きくなり、誤り訂正の性能は向上するが、次数 n を"21"よりも大きくすると、雑音の分散 σ は小さくなり、誤り訂正の性能が悪化することがわかる。この解析から、誤り訂正後の誤り確率を" 10^{-6} "とするときには、項数 k が"3"のとき且つ次数 n が"21"のときに誤り訂正の性能が最良となり、そのときの雑音の分散 σ の最大値は、"0.8068" ($E_b/N_0 = 1.864 \text{ dB}$) となる結果が得られた。また、このときの係数 $\lambda(n)$ は、"0.3010"となり、検査行列における横方向（行）の"1"の個数の平均値 $\rho(\text{ave})$ は、"8.096"となった。

このように、関数 $\lambda(x)$ を2項の和からなる多項式で表現する場合には、次数 n に、誤り訂正の性能を最大とする閾値が存在することがわかった。

つぎに、関数 $\lambda(x)$ を3項の和からなる多項式で表現する場合、すなわち、次式(25)を用いて検査行列における縦方向（列）のディ

グリー・シーケンスを表現する場合について説明する。なお、このとき、検査行列における横方向（行）のディグリー・シーケンスについては、上式（21）に示した関数 $\rho(x)$ を用いて表すものとする。また、次式（25）における次数 n_1 , n_2 は、それぞれ、奇数であるものと

5 する。

$$\lambda(x) = \lambda(3)x^3 + \lambda(n_1)x^{n_1} + \lambda(n_2)x^{n_2}$$

$$\text{ただし、}\lambda(3) + \lambda(n_1) + \lambda(n_2) = 1 \quad \dots (25)$$

ここで、符号化率が“1/2”の場合には、次式（26）に示す条件が付加される。

$$\frac{1}{2}[(\lambda(3)/3) + (\lambda(n_1)/n_1) + (\lambda(n_2)/n_2)] = [(\rho(m)/m) + (\rho(m+1)/(m+1))]$$

$$\dots (26)$$

10 関数 $\rho(x)$ における次数 m は、上式（26）における係数 $\lambda(n_1)$, $\lambda(n_2)$ が与えられたとき、 $0 < \rho(m) < 1$ となる整数 m として求めることができる。

解析においては、上式（25）で表される関数 $\lambda(x)$ について、上述したように、 x^3 の項に対応する確率分布を、上式（8）及び上式

15 （17）を用いて求めるとともに、 x^{n_1} , x^{n_2} の項に対する畳み込み演算を、FFTを用いて行った。また、この結果を2ビットに量子化する場合の上式（17）における $V(1)$, $V(2)$ としては、関数 $\lambda(x)$ を2項の和からなる多項式で表現した場合に性能が最良であった条件、すなわち、次数 n_1 , n_2 が“11”以上のときに3項（ $k=3$ ）

20 で表すものとした。

この解析においては、関数 $\lambda(x)$ の次数 n_1 , n_2 を与え、繰り返し復号後の誤り確率が 10^{-6} となる場合について、雑音の分散 σ が最大となるように、上式 (25) における係数 $\lambda(n_1)$, $\lambda(n_2)$ を最適化した。

- 5 この場合、次数 n_2 をパラメータとし、次数 n_1 と復号後の誤り確率が 10^{-6} となるときの雑音の分散 σ との関係を求めると、第 11 図に示すような結果が得られた。なお、同図においては、 $n_2 = 23, 25, 27, 29, 31, 33, 41$ としたときにおける特性を、それぞれ、実線部 a、破線部 b, c, d, e, f, g で示している。
- 10 同図から、 $n_1 = 21$ の場合に最も性能が向上することがわかる。しかも、 $n_1 = 21$ の場合には、次数 n_2 の値によらず、雑音の分散 σ が一定となることがわかる。より具体的には、次数 n_1 が 21 までは、 n_1 が増加するのにもともない雑音の分散 σ は大きくなり、誤り訂正の性能は向上するが、次数 n_1 を 21 よりも大きくすると、雑音の分散
- 15 σ は小さくなり、誤り訂正の性能が悪化することがわかる。この解析から、誤り訂正後の誤り確率を 10^{-6} とするときには、項数 k が 3 のとき且つ次数 n_1 が 21 のときに誤り訂正の性能が最良となり、そのときの雑音の分散 σ の最大値は、 0.8068 ($E_b/N_0 = 1.864$ dB) となる結果が得られた。このとき、係数 $\lambda(n_2)$ は 0 となり、第 10 図に示した関数 $\lambda(x)$ を 2 項の和からなる多項式で表現する場合の $n_1 = 21$ のときの結果と一致した。
- 20 ところで、図示しないが、 $n_2 = 21$ としたときにおいて、次数 n_1 と復号後の誤り確率が 10^{-6} となるときの雑音の分散 σ との関係を求めると、係数 $\lambda(n_1)$ を負値とした場合には、雑音の分散 σ は大き
- 25 くなるが、係数 $\lambda(n_1)$ を正値とした場合には、雑音の分散 σ は小さくなるという結果が得られた。すなわち、係数 $\lambda(n_1)$ を 0 とし

た場合の性能が最良であるという結果が得られた。これは、第10図に示した関数 $\lambda(x)$ を2項の和からなる多項式で表現する場合に相当する。

したがって、誤り訂正後の誤り確率を " 10^{-6} " とするとき雑音の分散 σ が最大となる関数 $\lambda(x)$ 、 $\rho(x)$ は、それぞれ、次式(27)及び次式(28)で表されるという結果が得られた。

$$\lambda(x) = 0.6990x^3 + 0.3010x^{21} \quad \dots (27)$$

$$\rho(x) = 0.9040x^8 + 0.0960x^9 \quad \dots (28)$$

また、このときのイニシャル・メッセージ U_0 を3ビットに量子化するための量子化幅 a_1 、 a_2 、 a_3 は、それぞれ、" 1.609 "、" 5.542 "、" 24.124 " となった。

このように、関数 $\lambda(x)$ を3項の和からなる多項式で表現する場合にも、次数 n_1 に、誤り訂正の性能を最大とする閾値が存在することがわかった。また、関数 $\lambda(x)$ を3項の和からなる多項式で表現しても、このときの雑音の分散 σ を、関数 $\lambda(x)$ を2項の和からなる多項式で表現したときの雑音の分散 σ の最大値よりも大きくすることができないことがわかった。すなわち、関数 $\lambda(x)$ は、2項の和からなる多項式で表現するのみで十分であることがわかった。

以上の解析結果から、イレギュラーLDPC符号においては、雑音の分散 σ の値に応じて、最適なディグリー・シーケンス及び復号の際の量子化幅が存在することがわかる。したがって、LDPC符号においては、与えられた雑音の分散 σ に対して復号後の誤り確率が最小となる

ように、ディグリー・シーケンス及び量子化幅を設定するのが望ましいことが示唆された。換言すれば、LDPC符号においては、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散 σ が最大となるように、ディグリー・シーケンス及び量子化幅を設定するのが望ましいことが示唆され

5 た。

具体的には、検査行列における縦方向（列）のディグリー・シーケンスを表す関数 $\lambda(x)$ としては、検査行列における横方向（行）のディグリー・シーケンスを表す関数 $\rho(x)$ の次数 m_1 を固定して、与えられた雑音の分散 σ 又は与えられた復号後の誤り確率に対して最適化
10 することができる。このとき、イニシャル・メッセージを量子化する際の量子化幅 a_1 , a_2 , a_3 についても最適化することができる。

また、関数 $\rho(x)$ としては、上式（21）に示したように、次数を隣り合う整数 m , $m+1$ とした2項の和からなる多項式で表現することができる。このとき、検査行列における横方向（行）の"1"の個数の
15 平均値 $\rho(\text{ave})$ 、量子化幅 a_1 , a_2 , a_3 、及び関数 $\lambda(x)$ を、与えられた雑音の分散 σ 又は与えられた復号後の誤り確率に対して最適化することができる。

さらに、関数 $\lambda(x)$, $\rho(x)$ としては、上式（20）及び上式（21）に示したように、ともに2項の和からなる多項式で表現するの
20 が最良であることがわかった。

さて、データ送受信システムにおける送信装置が備える符号化装置1は、このような解析の結果を踏まえて、以下のように構成することができる。

すなわち、符号化装置1は、例えば第12図に示すように、通信路の状態を推定するチャンネル推定部60と、このチャンネル推定部60によっ
25 て推定して求められた雑音の分散 σ に基づいて最適化したディグリー

ー・シーケンスを算出するディグリー・シーケンス算出部 70 と、このディグリー・シーケンス算出部 70 によって算出されたディグリー・シーケンスに基づいて検査行列を生成する検査行列生成部 80 と、この検査行列生成部 80 によって生成された検査行列を用いて LDPC 符号による符号化を行う符号化部 90 とを有する。

チャネル推定部 60 は、通信路の状態を推定し、雑音の分散 σ を求める。チャネル推定部 60 は、求めた雑音の分散 σ の値を示す情報をディグリー・シーケンス算出部 70 に供給する。

ディグリー・シーケンス算出部 70 は、チャネル推定部 60 によって求められた雑音の分散 σ に基づいて、最適化したディグリー・シーケンスを算出する。すなわち、ディグリー・シーケンス算出部 70 は、チャネル推定部 60 によって求められた雑音の分散 σ に対して復号後の誤り確率が最小となるように、ディグリー・シーケンスを算出する。また、ディグリー・シーケンス算出部 70 は、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散 σ が最大となるように、ディグリー・シーケンスを算出するようにしてもよい。より具体的には、ディグリー・シーケンス算出部 70 は、関数 $\rho(x)$ の次数 m を固定して、与えられた雑音の分散 σ 又は与えられた復号後の誤り確率に対して最適化した関数 $\lambda(x)$ を算出する。また、ディグリー・シーケンス算出部 70 は、次数を隣り合う整数とした 2 項の和からなる多項式で表現した関数 $\rho(x)$ を算出し、与えられた雑音の分散 σ 又は与えられた復号後の誤り確率に対して最適化した関数 $\lambda(x)$ 及び検査行列における横方向（行）の "1" の個数の平均値 $\rho(ave)$ を算出する。より望ましくは、ディグリー・シーケンス算出部 70 は、上式 (20) 及び上式 (21) に示したように、2 項の和からなる多項式で表現した最適化した関数 $\lambda(x)$ 、 $\rho(x)$ を算出する。ディグリー・シーケンス算出部 7

0 は、算出したディグリー・シーケンスを示す情報を、検査行列生成部 80 に供給する。

検査行列生成部 80 は、ディグリー・シーケンス算出部 70 によって算出されたディグリー・シーケンスに基づいて検査行列を生成する。検査行列生成部 80 は、生成した検査行列を符号化部 90 に供給する。

符号化部 90 は、検査行列生成部 80 によって生成された検査行列を用いて LDPC 符号による符号化を行う。具体的には、符号化部 90 は、検査行列に基づいて生成行列を生成し、この生成行列を情報ビットとして入力される入力データ D3 に対して積算することによって符号ビットとしての符号化データ D4 を生成する。符号化部 90 は、生成した符号化データ D4 を図示しない変調器に出力する。

このような符号化装置 1 は、雑音の分散 σ に基づいて最適化したディグリー・シーケンスに基づく検査行列を用いて、入力データ D3 に対する符号化を行う。この符号化装置 1 によって符号化された符号化データ D4 は、値が "0" の符号ビットが "+1" に、値が "1" の符号ビットが "-1" にといったように図示しない変調器によってマッピングされて送信され、所定の通信路 2 を介して受信装置によって受信されることになる。

一方、復号装置 3 としては、先に第 4 図に示したものをを用いればよい。また、データ送受信システムにおいては、符号化装置 1 における雑音の分散 σ に基づいて最適化した量子化幅 a_1 , a_2 , a_3 を求めることができることから、求めた量子化幅 a_1 , a_2 , a_3 の値を示す情報を、復号装置 3 に対して送信するようにしてもよい。この場合、復号装置 3 としては、第 4 図に示した分散測定部 20 及び量子化幅決定部 30 を設ける必要がなく、回路規模の削減及び処理の簡略化を図ることが可能となる。

以上説明したように、本発明の実施の形態として示したデータ送受信システムにおける符号化装置 1 は、復号装置 3 において受信値や各ノード間で授受されるメッセージを少ないビット数で表現する際に、雑音の分散 σ に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散 σ が最大となるように、
5 ディグリー・シーケンスを最適化して算出することができ、誤り訂正の性能を向上させることができる。

また、復号装置 3 は、受信値や各ノード間で授受されるメッセージを少ないビット数で表現する際に、雑音の分散 σ に対して復号後の誤り
10 確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散 σ が最大となるように、量子化幅を最適化することができ、高精度に LDPC 符号の復号を行うことができる。

したがって、データ送受信システムは、符号の性能の大幅な向上を図ることができ、ユーザに優れた利便・信頼性を提供することができるもの
15 のである。

なお、本発明は、上述した実施の形態に限定されるものではない。例えば、上述した実施の形態では、符号化装置及び復号装置をデータ送受信システムにおける送信装置及び受信装置に適用して説明したが、本発明は、例えば、フロッピー（登録商標）ディスク、CD-ROM 又は M
20 O (Magneto Optic) といった、磁気、光又は光磁気ディスク等の記録媒体に対する記録及び／又は再生を行う記録及び／又は再生装置に適用することもできる。この場合、符号化装置によって符号化されたデータは、通信路に等価とされる記録媒体に記録され、復号装置によって復号されて再生されることになる。

25 また、上述した実施の形態では、符号化装置及び復号装置ともハードウェアによって構成された装置であるものとして説明したが、これらの

符号化装置及び復号装置とも、例えばワークステーションやパーソナルコンピュータといったコンピュータ装置において実行可能なソフトウェアとして実現することが可能である。以下、この例について、第13図を参照して説明する。

- 5 コンピュータ装置150は、同図に示すように、各部を統括して制御するCPU (Central Processing Unit) 151と、各種プログラムを含む情報を格納する読み取り専用のROM152と、ワークエリアとして機能するRAM (Random Access Memory) 153と、各種プログラムやデータ等の記録及び／又は再生を行うHDD (Hard Disk
- 10 Drive) 154と、これらのCPU151、ROM152、RAM153及びHDD154を接続するバス155と、CPU151、ROM152、RAM153及びHDD154と後述する表示部157、入力部158、通信部159及びドライブ160との間でデータの入出力を行うための入出力インターフェース156と、各種情報を表示する表示部
- 15 157と、ユーザによる操作を受け付ける入力部158と、外部との通信を行うための通信部159と、着脱自在とされる記録媒体170に対する各種情報の記録及び／又は再生を行うドライブ160とを備える。

- CPU151は、バス155を介してROM152、RAM153及びHDD154と接続しており、これらのROM152、RAM153
- 20 及びHDD154を制御する。また、CPU151は、バス155を介して入出力インターフェース156に接続しており、この入出力インターフェース156に接続されている表示部157、入力部158、通信部159及びドライブ160を制御する。さらに、CPU151は、ROM152、HDD154又はドライブ160に装着された記録媒体1
- 25 70に記録されている各種プログラムを実行する。

ROM 152は、各種プログラムを含む情報を格納している。このROM 152に格納されている情報は、CPU 151の制御の下に読み出される。

RAM 153は、CPU 151が各種プログラムを実行する際のワークエリアとして機能し、CPU 151の制御の下に、各種データを一時記憶する。

HDD 154は、CPU 151の制御の下に、ハードディスクに対して各種プログラムやデータ等の記録及び／又は再生を行う。

バス 155は、CPU 151の制御の下に、ROM 152、RAM 153及びHDD 154から読み出された各種データ等を伝送するとともに、RAM 153及びHDD 154に記録する各種データ等を伝送する。

入出力インターフェース 156は、CPU 151の制御の下に表示部 157に各種情報を表示するためのインターフェースと、ユーザによって入力部 158を介して操作された内容を示す制御信号をCPU 151に対して伝送するためのインターフェースと、CPU 151の制御の下に通信部 159を介して外部との間でデータを入出力するためのインターフェースと、ドライブ 160に装着された記録媒体 170に対して各種情報の記録及び／又は再生を行うためのインターフェースとを有し、CPU 151、ROM 152、RAM 153及びHDD 154からのデータを表示部 157、通信部 159及びドライブ 160に対して出力したり、入力部 158、通信部 159及びドライブ 160からのデータをCPU 151、ROM 152、RAM 153及びHDD 154に対して入力したりする。

表示部 157は、例えばLCD (Liquid Crystal Display) からなり、CPU 151の制御の下に、例えばHDD 154に記録されていたデータ等の各種情報を表示する。

入力部 158 は、例えばユーザによるキーボードやマウスの操作を受け付け、操作内容を示す制御信号を CPU 151 に対して出力する。

通信部 159 は、CPU 151 の制御の下に、例えばネットワーク回線や衛星回線等によって外部との通信を行うインターフェースとして機能する。

ドライブ 160 は、例えば、フロッピー（登録商標）ディスク、CD-ROM 又は MO といった、磁気、光又は光磁気ディスク等の記録媒体 170 を着脱し、CPU 151 の制御の下に、装着された記録媒体 170 に対する各種情報の記録及び／又は再生を行う。

10 このようなコンピュータ装置 150 は、CPU 151 によって所定のプログラムを実行することにより、上述した符号化装置 1 における符号化処理及び／又は復号装置 3 における復号処理を実現する。

まず、コンピュータ装置 150 における符号化処理について説明する。

コンピュータ装置 150 は、例えばユーザが符号化プログラムを実行
15 するための所定の操作を行うと、入力部 158 により、操作内容を示す制御信号を CPU 151 に対して供給する。これに応じて、コンピュータ装置 150 は、CPU 151 により、符号化プログラムを RAM 153 にロードして実行し、符号化及び変調して得られたデータを通信部 159 を介して外部へと出力するとともに、必要に応じて、表示部 157
20 に処理結果等を表示する。

ここで、符号化プログラムは、例えば記録媒体 170 によって提供されるものであって、CPU 151 の制御の下に、この記録媒体 170 から直接読み出されてもよく、ハードディスクに 1 度記録されたものが読み出されてもよい。また、符号化プログラムは、ROM 152 に予め格
25 納されていてもよい。さらに、符号化の対象とするデータは、ここでは

ハードディスクに記録されているものとする。なお、このデータは、上述した入力データD3に対応するものである。

具体的には、コンピュータ装置150は、CPU151によって符号化プログラムを実行すると、CPU151の制御の下に、通信路の状態
5 を推定して雑音の分散 σ を求める。

続いて、コンピュータ装置150は、CPU151の制御の下に、求めた雑音の分散 σ に基づいて最適化したディグリー・シーケンスを算出する。

続いて、コンピュータ装置150は、CPU151の制御の下に、算
10 出したディグリー・シーケンスに基づいて検査行列を生成する。

続いて、コンピュータ装置150は、CPU151の制御の下に、ハードディスクに記録されている所望のデータを読み出し、このデータに対して検査行列に基づく生成行列を積算することによってLDPC符号
15 による符号化を行い、上述した符号化データD4に対応する符号化データを生成する。

そして、コンピュータ装置150は、CPU151の制御の下に、生成した符号化データを所定の伝送シンボルにマッピングし、生成した伝送シンボルを1度ハードディスク等に記録した後、所望のタイミングで伝送シンボルを読み出し、通信部159を介して外部へと出力するとと
20 もに、必要に応じて、表示部157に処理結果等を表示する。なお、生成した伝送シンボルは、記録媒体170等に記録することもできる。

このように、コンピュータ装置150は、上述した符号化装置1における符号化処理を符号化プログラムを実行することによって実現することができる。

25 つぎに、コンピュータ装置150における復号処理について説明する。

コンピュータ装置 150 は、例えばユーザが復号プログラムを実行するための所定の操作を行うと、入力部 158 により、操作内容を示す制御信号を CPU 151 に対して供給する。これに応じて、コンピュータ装置 150 は、CPU 151 により、復号プログラムを RAM 153 に
5 ロードして実行し、通信部 159 を介して外部から受信し、この受信値を復号するとともに、必要に応じて、表示部 157 に処理結果等を表示する。

なお、復号プログラムも、符号化プログラムと同様に、例えば記録媒体 170 により提供されるものであって、CPU 151 の制御の下に、
10 この記録媒体 170 から直接読み出されてもよく、ハードディスクに 1 度記録されたものが読み出されてもよい。また、復号プログラムは、ROM 152 に予め格納されていてもよい。

具体的には、コンピュータ装置 150 は、CPU 151 によって復号プログラムを実行すると、CPU 151 の制御の下に、ハードディスク
15 から読み出した受信値、若しくは通信部 159 を介して受信した受信値から雑音の分散 σ を測定して求める。

続いて、コンピュータ装置 150 は、求めた雑音の分散 σ に基づいて最適化した量子化幅を決定し、この量子化幅で受信値の確率分布を量子化する。

20 そして、コンピュータ装置 150 は、CPU 151 の制御の下に、量子化された受信値の確率分布に対する復号動作を例えば数回乃至数十回といった所定の回数だけ反復して行い、上述した復号データ D2 に対応する所定の回数の復号動作の結果得られた復号データを出力する。このとき、コンピュータ装置 150 は、CPU 151 の制御の下に、バリア
25 ブルノードから出力されるメッセージの確率分布に対しても、求めた雑音の分散 σ に基づいて最適化した量子化幅で量子化する。

コンピュータ装置 150 は、CPU 151 の制御の下に、得られた復号データをハードディスク等に記録し、必要に応じて、表示部 157 に処理結果等を表示する。なお、得られた復号データは、記録媒体 170 等に記録することもできる。

- 5 このように、コンピュータ装置 150 は、上述した復号装置 3 における復号処理を復号プログラムを実行することによって実現することができる。

以上のように、本発明は、その趣旨を逸脱しない範囲で適宜変更が可能であることはいうまでもない。

- 10 以上詳細に説明したように、本発明にかかる復号装置は、低密度パリティ検査符号による符号化が施された符号の復号を行う復号装置であって、データを受信値として受信する受信手段と、この受信手段によって受信されたデータに重畳されている雑音の分散を求める分散測定手段と、この分散測定手段によって求められた雑音の分散に対して復号後の誤り
- 15 確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して分散測定手段によって求められた雑音の分散が最大となるように、最適化した量子化幅を決定する量子化幅決定手段と、この量子化幅決定手段によって決定された量子化幅で、受信手段によって受信された受信値の確率分布を所定の低ビット数で量子化する量子化手段と、この量子化
- 20 手段によって量子化された受信値の確率分布に基づいて情報ビットとしてのメッセージを算出するメッセージ算出手段とを備える。

- したがって、本発明にかかる復号装置は、与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように最適化された量子化
- 25 幅で、受信値の確率分布を量子化手段によって所定の低ビット数で量子化し、この量子化手段によって量子化された受信値の確率分布に基づい

てメッセージ算出手段によって復号することにより、符号の性能を大幅に向上させることができ、高精度な復号を行うことができる。

- また、本発明にかかる復号方法は、低密度パリティ検査符号による符号化が施された符号の復号を行う復号方法であって、データを受信値として受信する受信工程と、この受信工程にて受信されたデータに重畳されている雑音の分散を求める分散測定工程と、この分散測定工程にて求められた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して分散測定工程にて求められた雑音の分散が最大となるように、最適化した量子化幅を決定する量子化幅決定工程と、この量子化幅決定工程にて決定された量子化幅で、受信工程にて受信された受信値の確率分布を所定の低ビット数で量子化する量子化工程と、この量子化工程にて量子化された受信値の確率分布に基づいて情報ビットとしてのメッセージを算出するメッセージ算出工程とを備える。
- したがって、本発明にかかる復号方法は、与えられた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して雑音の分散が最大となるように最適化された量子化幅で、受信値の確率分布を所定の低ビット数で量子化し、この量子化された受信値の確率分布に基づいて復号することにより、符号の性能を大幅に向上させることが可能となり、高精度な復号を行うことが可能となる。

請求の範囲

1. 低密度パリティ検査符号による符号化が施された符号の復号を行う復号装置であって、

5 データを受信値として受信する受信手段と、

上記受信手段によって受信されたデータに重畳されている雑音の分散を求める分散測定手段と、

上記分散測定手段によって求められた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して上記分散測定手段によって求められた雑音の分散が最大となるように、最適化した量子化幅を決定する量子化幅決定手段と、

上記量子化幅決定手段によって決定された量子化幅で、上記受信手段によって受信された受信値の確率分布を所定の低ビット数で量子化する量子化手段と、

15 上記量子化手段によって量子化された受信値の確率分布に基づいて情報ビットとしてのメッセージを算出するメッセージ算出手段とを備えること

を特徴とする復号装置。

2. 上記メッセージ算出手段は、上記量子化幅決定手段によって決定された量子化幅で、バリアブルノードから出力されるメッセージの確率分布を所定の低ビット数で量子化すること

を特徴とする請求の範囲第1項記載の復号装置。

3. 上記メッセージ算出手段は、上記量子化手段によって量子化された受信値の確率分布に基づいてバリアブルノードから出力されるメッセージの確率分布を算出し、さらに、この確率分布に基づいて、チェック

25

ノードから出力されるメッセージの確率分布を算出する一連の復号動作を所定の回数だけ反復して行うこと

を特徴とする請求の範囲第1項記載の復号装置。

4. 低密度パリティ検査符号による符号化が施された符号の復号を行う復号方法であって、

データを受信値として受信する受信工程と、

上記受信工程にて受信されたデータに重畳されている雑音の分散を求める分散測定工程と、

- 上記分散測定工程にて求められた雑音の分散に対して復号後の誤り確率が最小となるように、または、与えられた復号後の誤り確率に対して上記分散測定工程にて求められた雑音の分散が最大となるように、最適化した量子化幅を決定する量子化幅決定工程と、

- 上記量子化幅決定工程にて決定された量子化幅で、上記受信工程にて受信された受信値の確率分布を所定の低ビット数で量子化する量子化工程と、

上記量子化工程にて量子化された受信値の確率分布に基づいて情報ビットとしてのメッセージを算出するメッセージ算出工程とを備えることを特徴とする復号方法。

5. 上記メッセージ算出工程では、上記量子化幅決定工程にて決定された量子化幅で、バリアブルノードから出力されるメッセージの確率分布が所定の低ビット数で量子化されること

を特徴とする請求の範囲第4項記載の復号方法。

6. 上記メッセージ算出工程では、上記量子化工程にて量子化された受信値の確率分布に基づいてバリアブルノードから出力されるメッセージの確率分布が算出され、さらに、この確率分布に基づいて、チェック

ノードから出力されるメッセージの確率分布が算出される一連の復号動作が所定の回数だけ反復されて行われることを特徴とする請求の範囲第4項記載の復号方法。

1/15

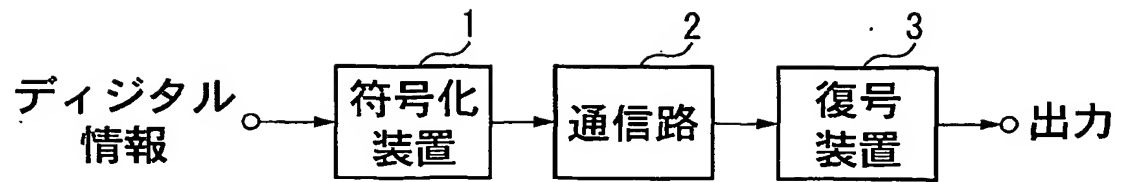


Fig.1

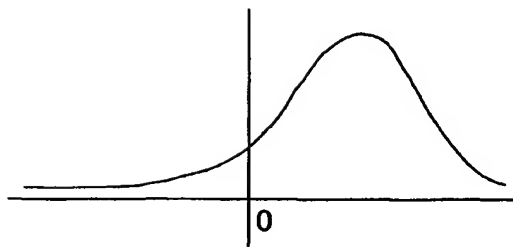


Fig.2A

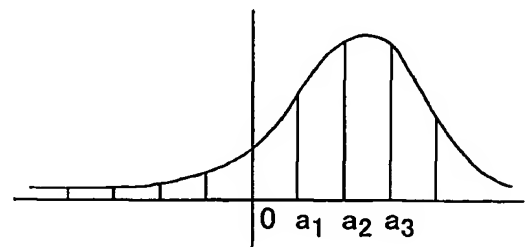


Fig.2B

2/15

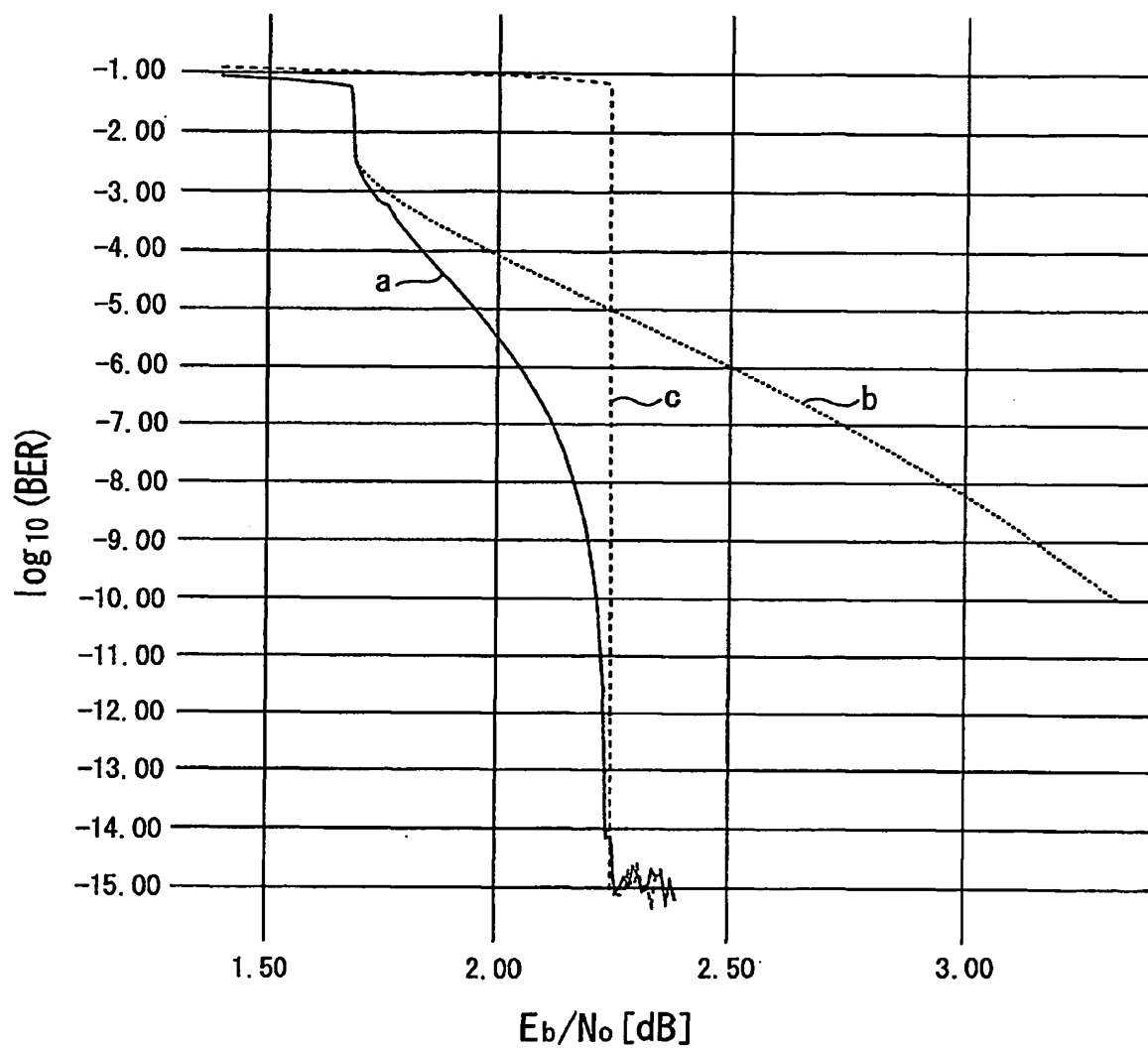


Fig.3

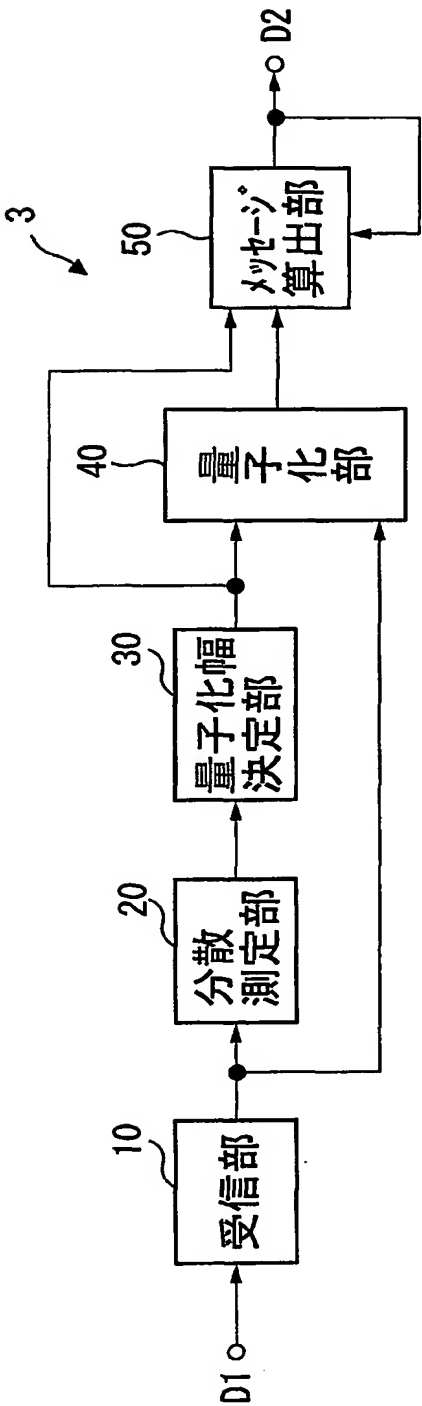


Fig.4

4/15

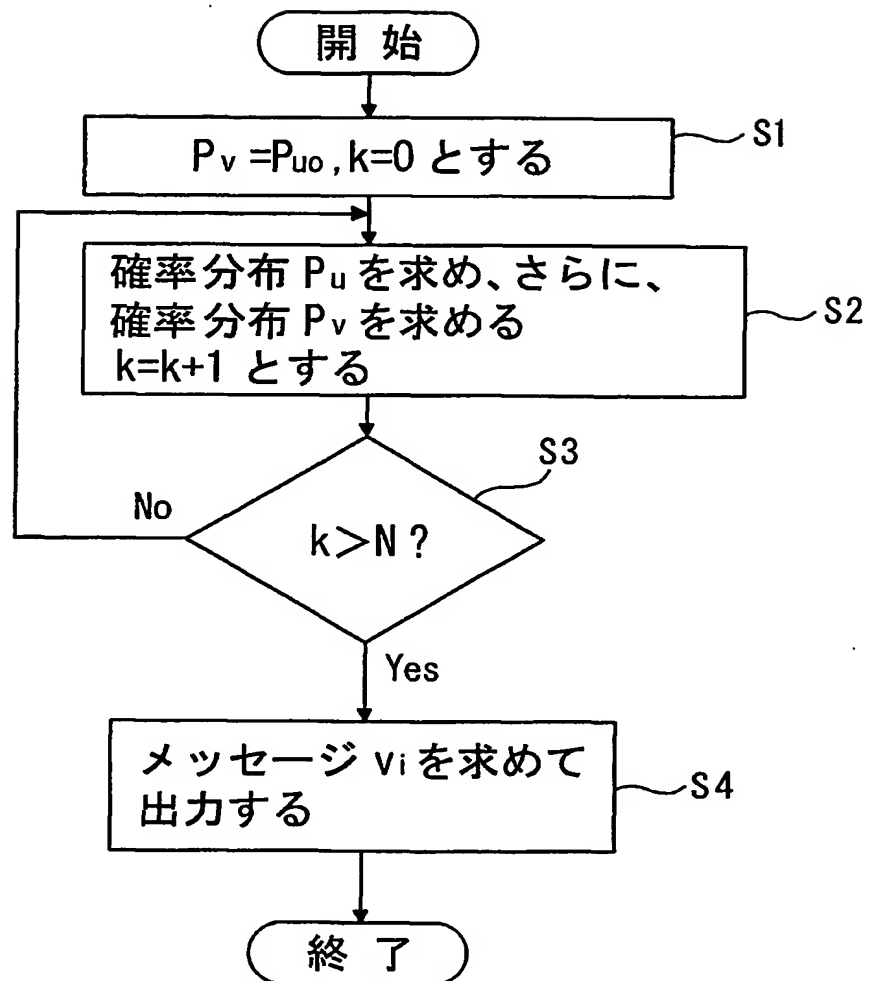


Fig.5

5/15

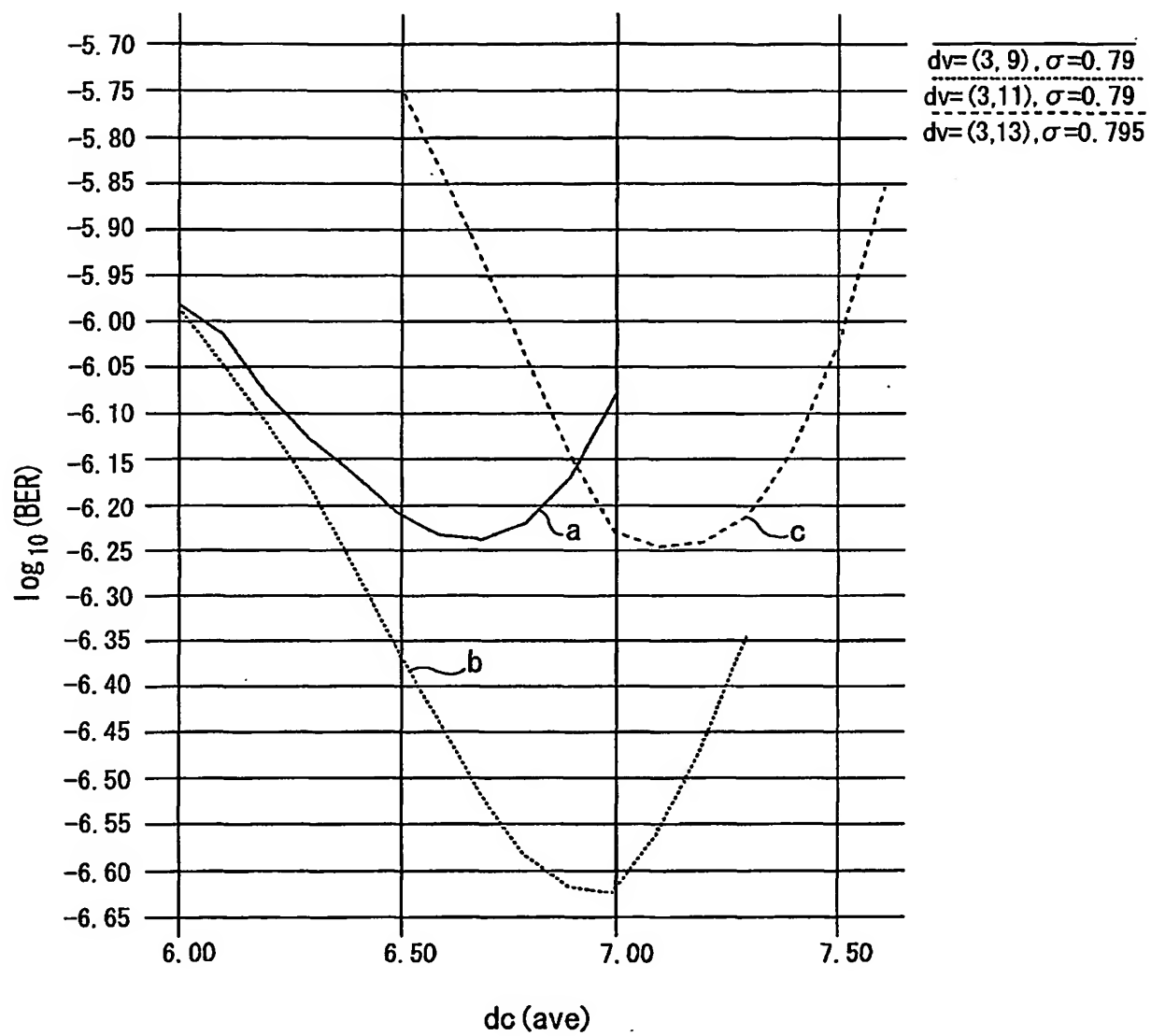


Fig.6

6/15

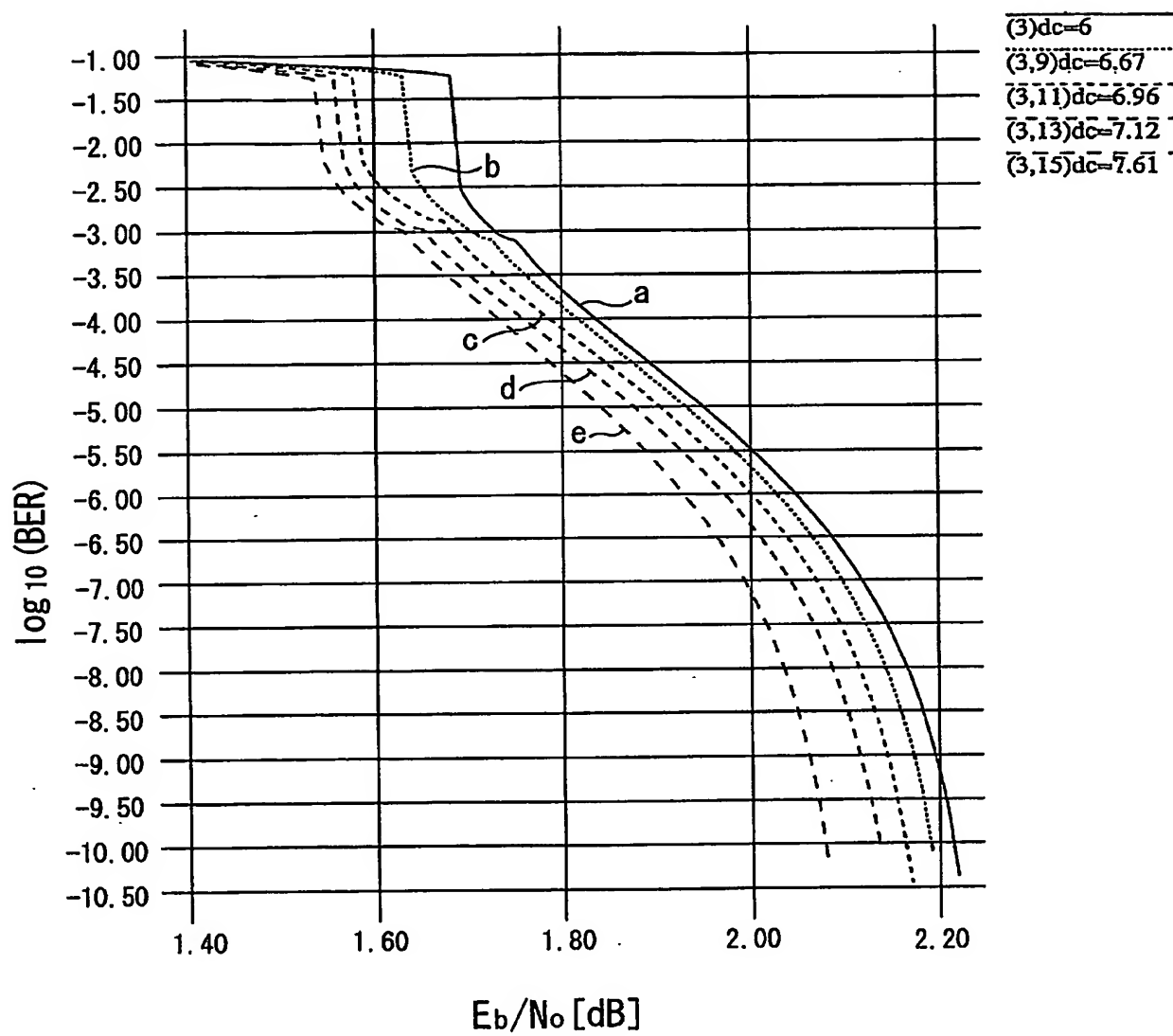


Fig.7

7/15

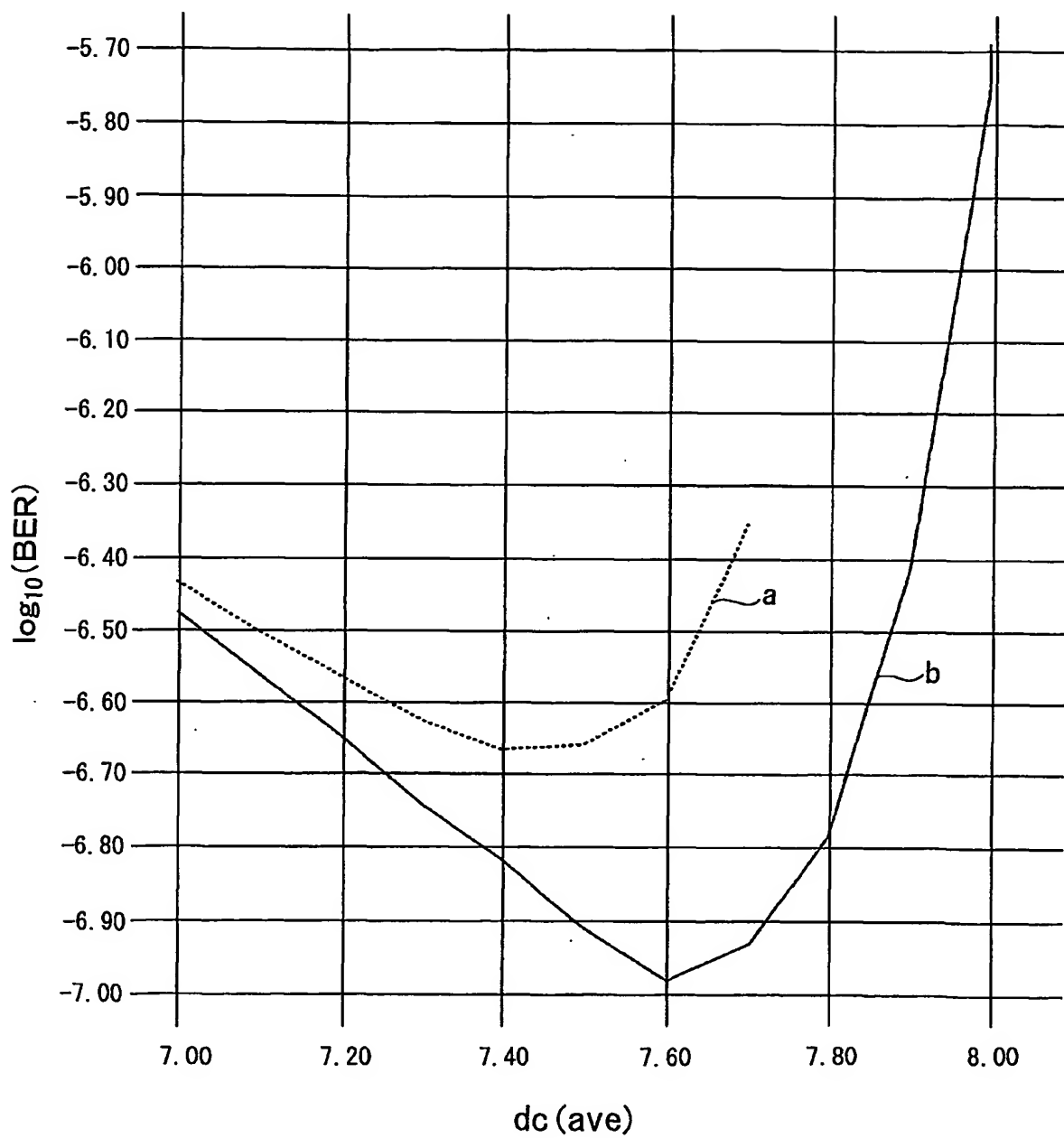


Fig.8

8/15

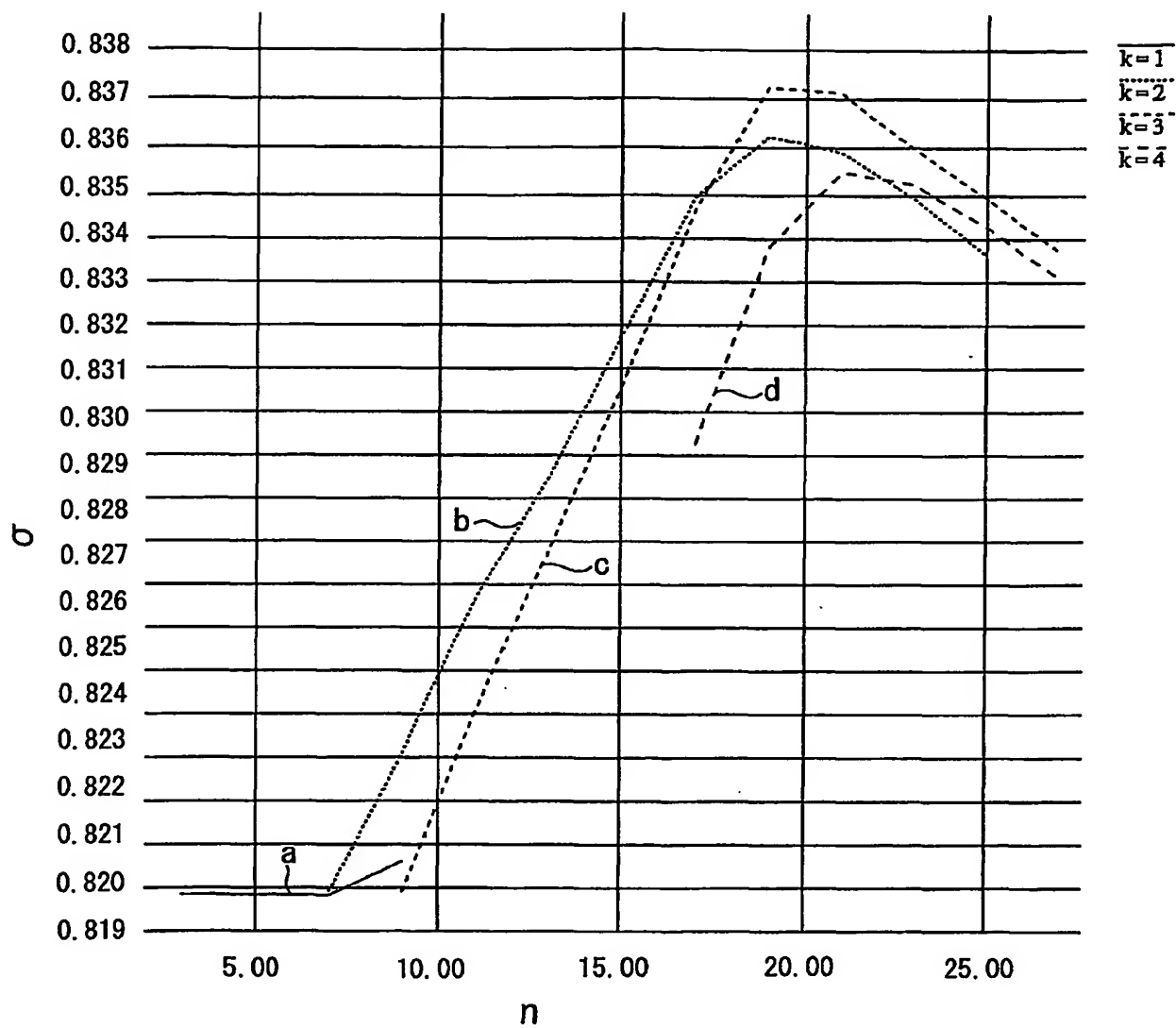


Fig.9

9/15

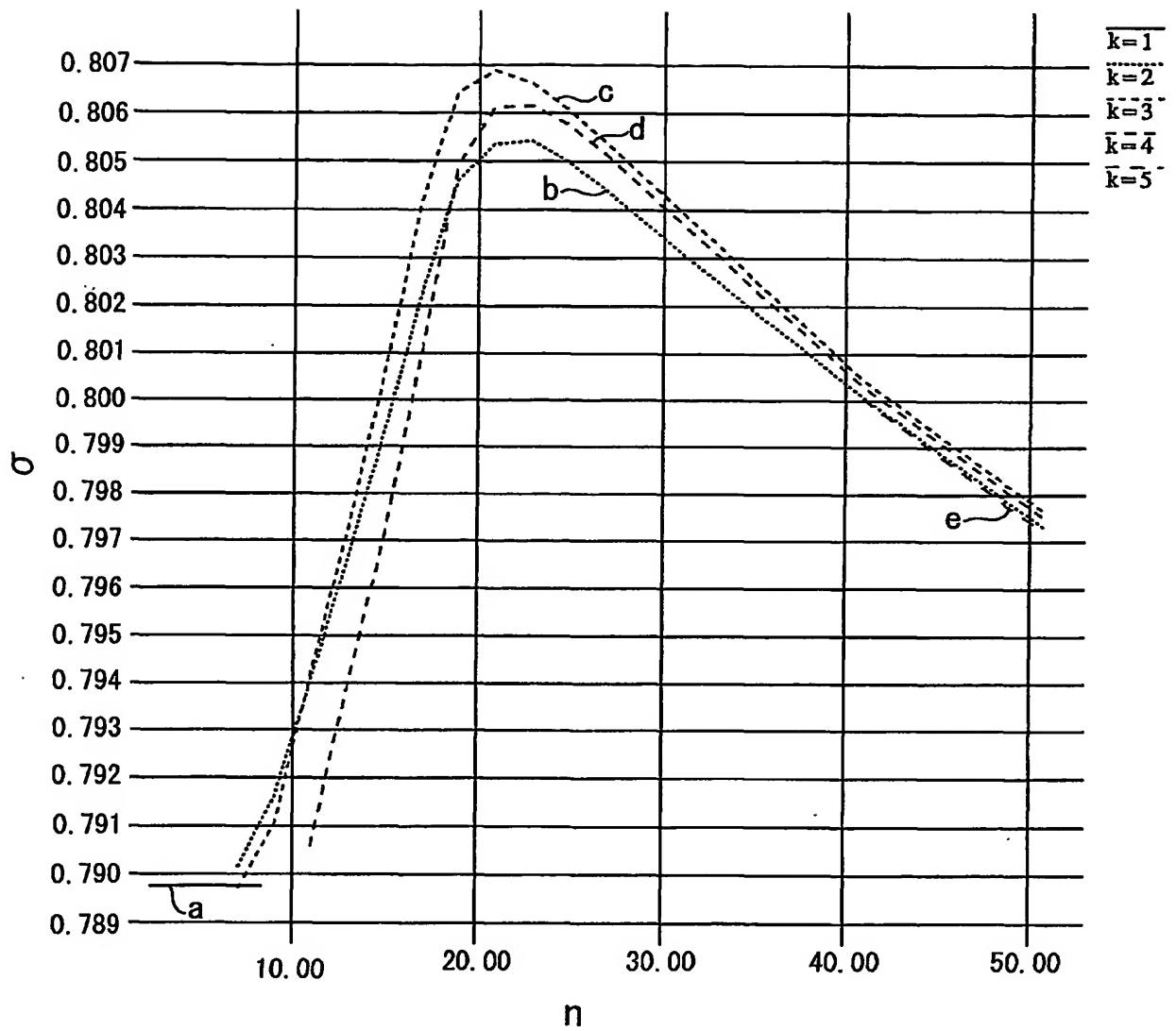


Fig.10

10/15

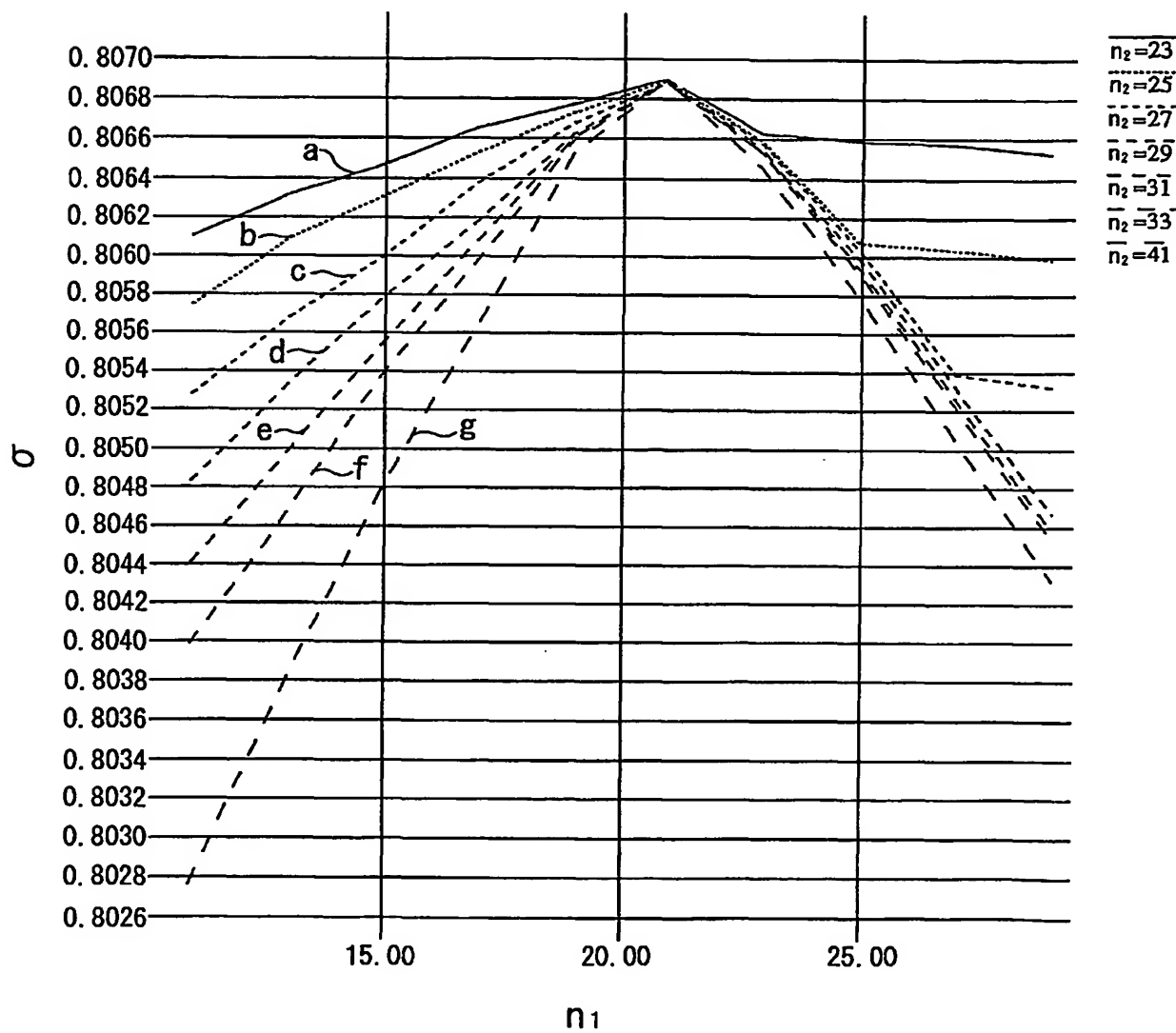


Fig.11

11/15

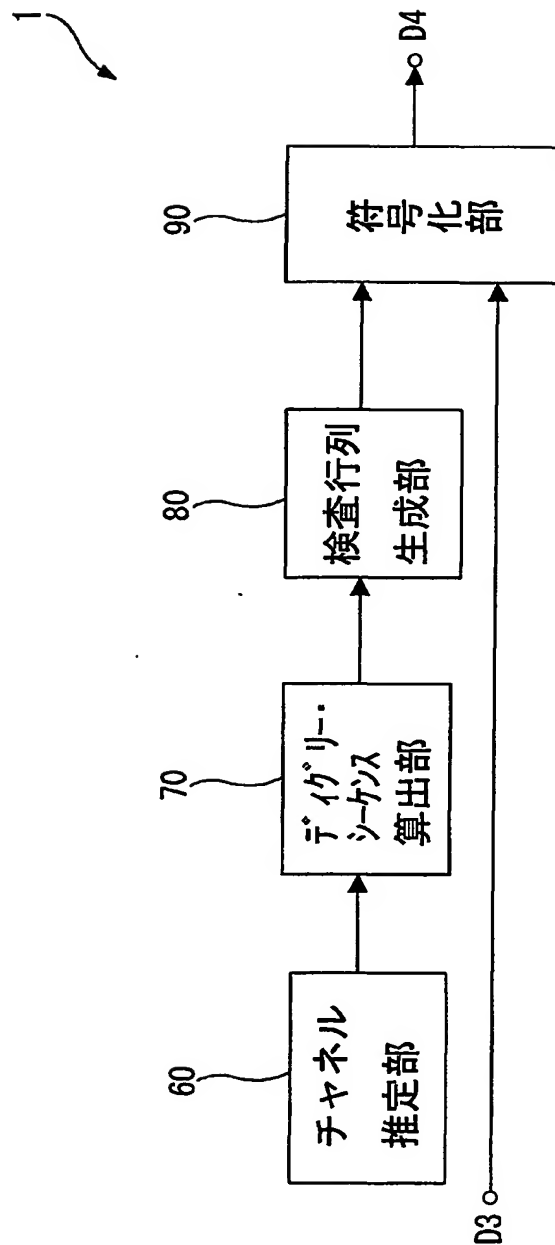


Fig.12

12/15

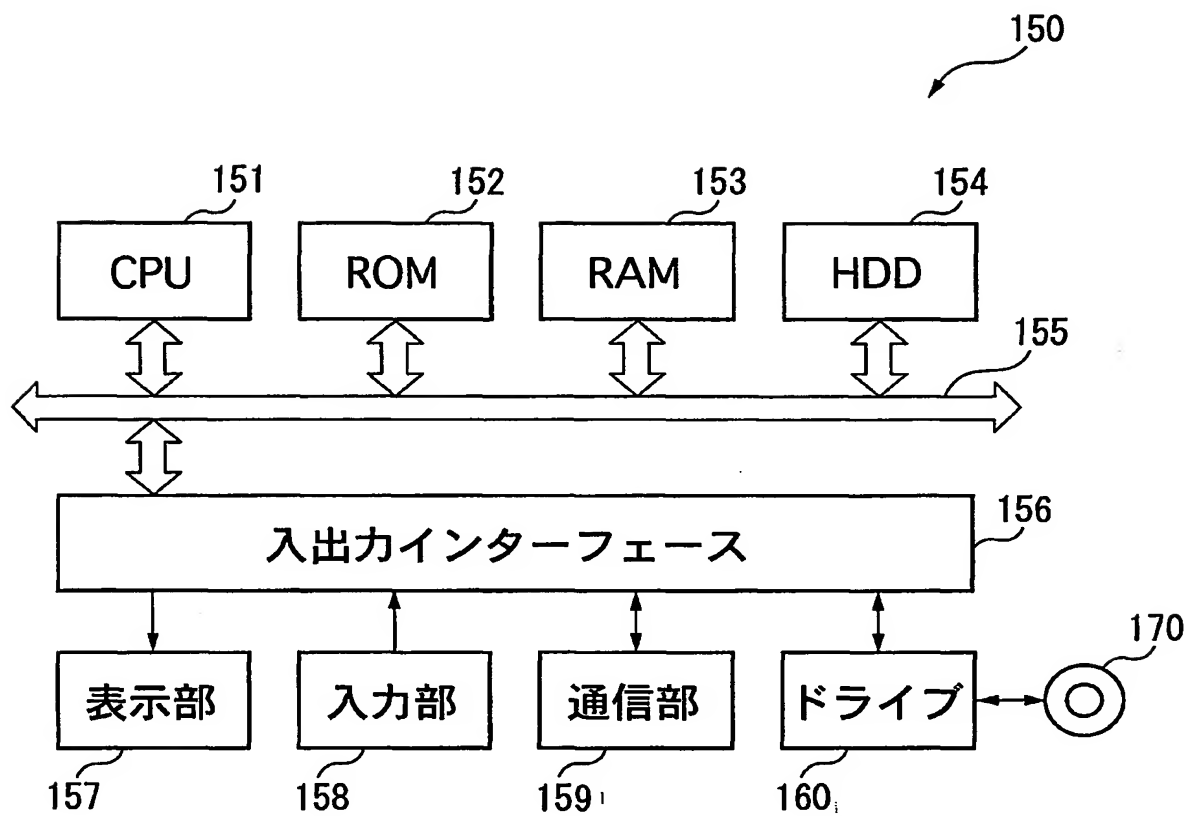


Fig.13

13/15

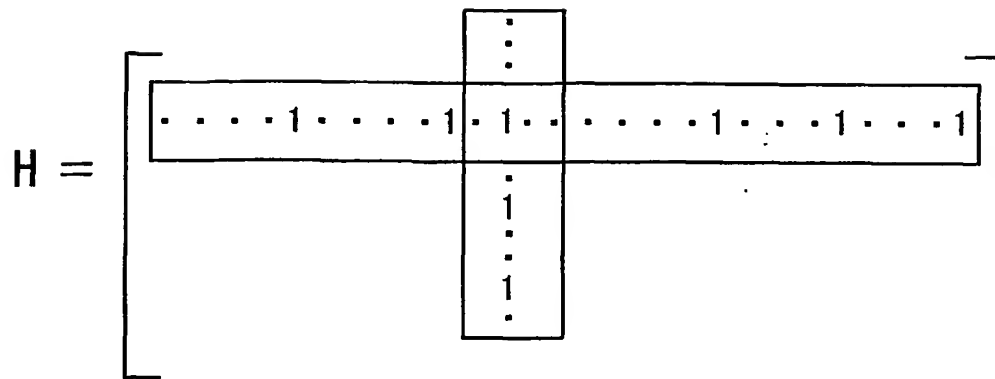


Fig.14

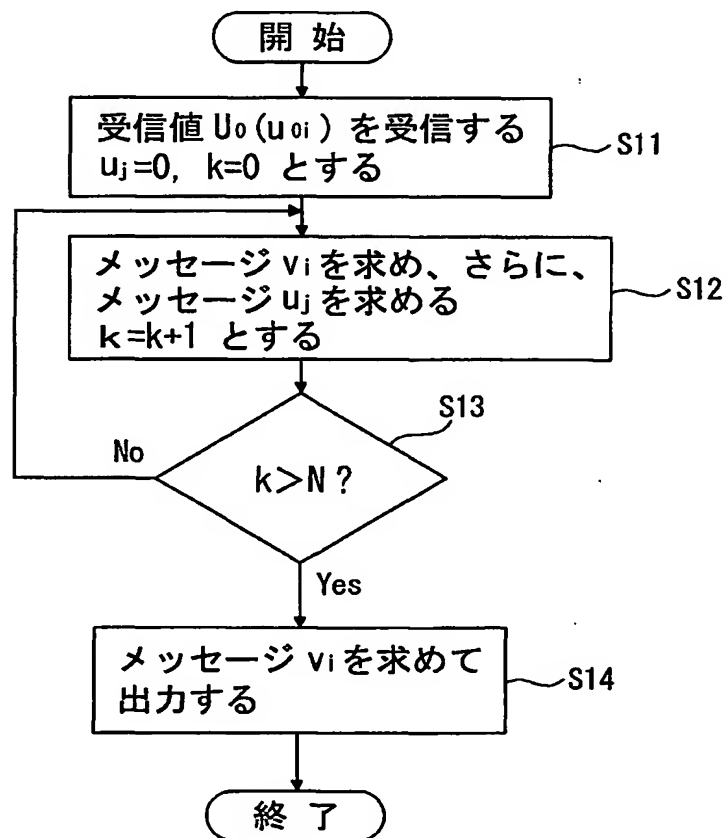


Fig.15

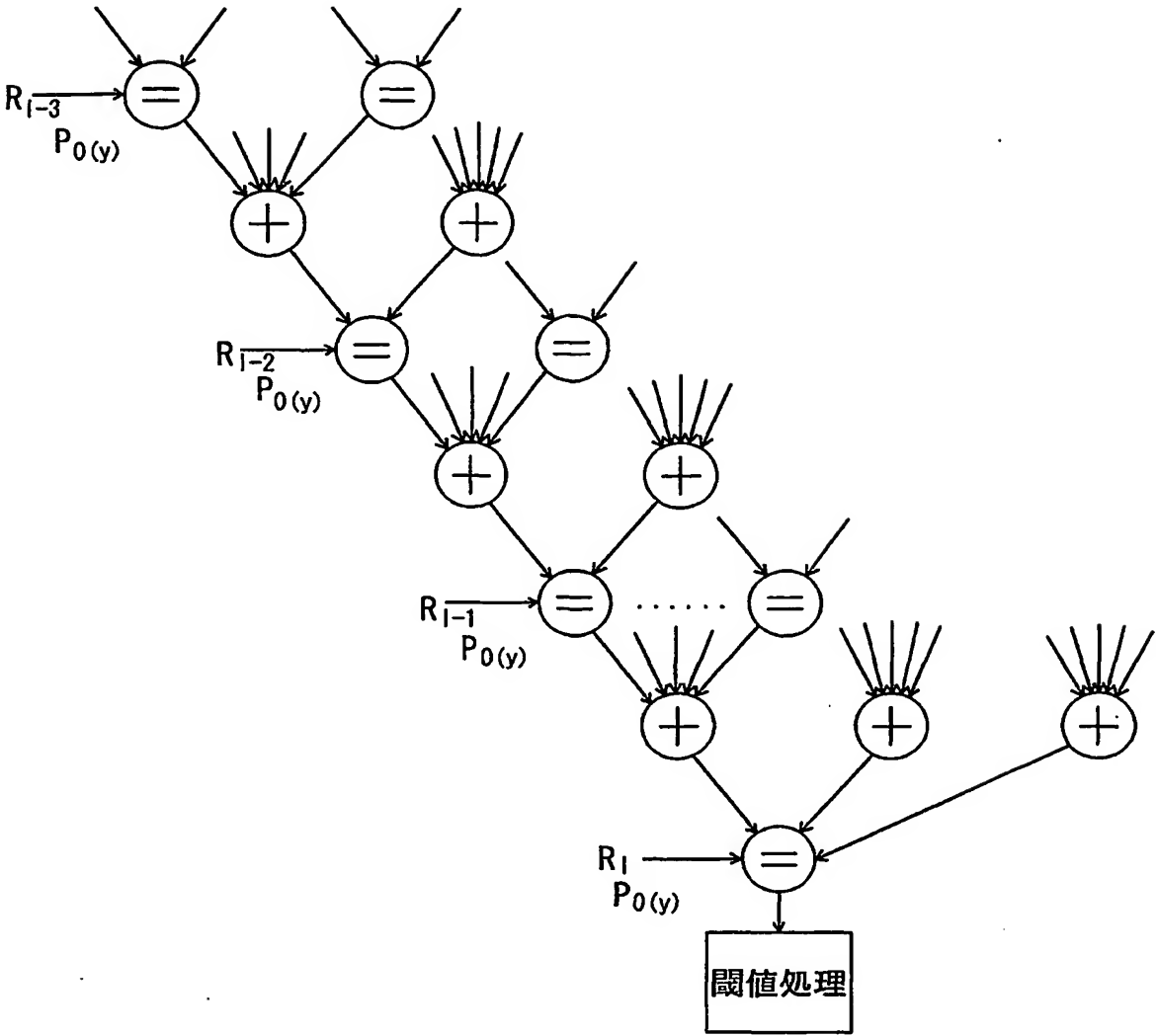


Fig.16

15/15

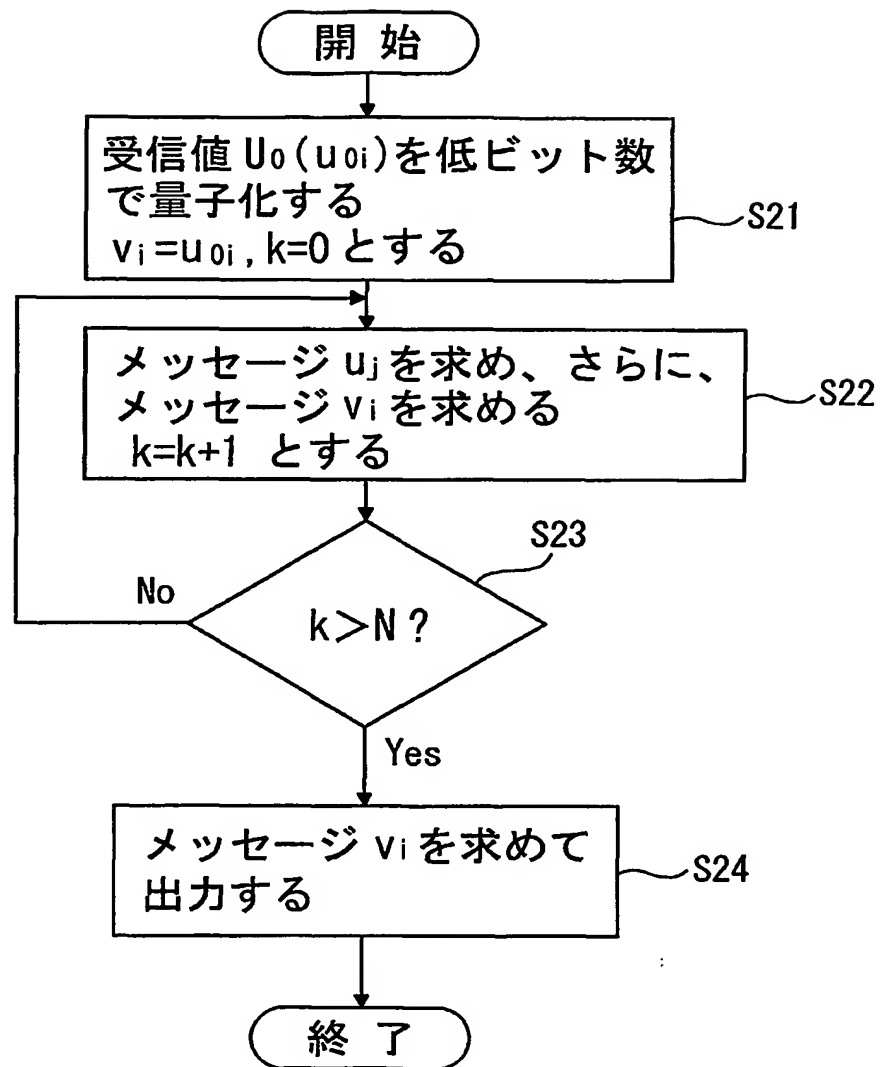


Fig.17

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International application No.

PCT/JP03/10777

A. CLASSIFICATION OF SUBJECT MATTER

Int.Cl⁷ H03M13/39, H03M13/19

According to International Patent Classification (IPC) or to both national classification and IPC

B. FIELDS SEARCHED

Minimum documentation searched (classification system followed by classification symbols)

Int.Cl⁷ H03M13/00-13/53

Documentation searched other than minimum documentation to the extent that such documents are included in the fields searched

Jitsuyo Shinan Koho 1922-1996 Jitsuyo Shinan Toroku Koho 1996-2003
Kokai Jitsuyo Shinan Koho 1971-2003 Toroku Jitsuyo Shinan Koho 1994-2003

Electronic data base consulted during the international search (name of data base and, where practicable, search terms used)

IEEE, Xplore(Website), LDPC, Quantization

C. DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category*	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
A	Akinori OHASHI et al., "Rayleigh Fading Tsushinro ni Okeru UMP BP-based Algorithm Oyobi Ryoshikaki o Mochiita Teimitsudo Parity Kensa(LDPC) Fugo no Tokusei", The Institute of Electronics, Information and Communication Engineers Gijutsu Kenkyu Hokoku, PCS2002-56, The Institute of Electronics, Information and Communication Engineers, 24 May, 2002 (24.05.02), pages 31 to 36	1-6
A	Zhang T. et al., 'On finite precision imlementation of low density parity check codes decoder', Circuit and Systems, ISCAS 2001, The 2001 IEEE International Symposium, 2001, Vol.4, pages 202 to 205	1-6

☒ Further documents are listed in the continuation of Box C. ☐ See patent family annex.

* Special categories of cited documents:	"T" later document published after the international filing date or priority date and not in conflict with the application but cited to understand the principle or theory underlying the invention
"A" document defining the general state of the art which is not considered to be of particular relevance	"X" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered novel or cannot be considered to involve an inventive step when the document is taken alone
"E" earlier document but published on or after the international filing date	"Y" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered to involve an inventive step when the document is combined with one or more other such documents, such combination being obvious to a person skilled in the art
"L" document which may throw doubts on priority claim(s) or which is cited to establish the publication date of another citation or other special reason (as specified)	"&" document member of the same patent family
"O" document referring to an oral disclosure, use, exhibition or other means	
"P" document published prior to the international filing date but later than the priority date claimed	

Date of the actual completion of the international search
19 November, 2003 (19.11.03)

Date of mailing of the international search report
09 December, 2003 (09.12.03)

Name and mailing address of the ISA/
Japanese Patent Office

Authorized officer

Facsimile No.

Telephone No.

Form PCT/ISA/210 (Rev. 10/99)

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International application No.

PCT/JP03/10777

C (Continuation). DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category*	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
A	Yu-Cheng He et al., 'Fast decoding of LDPL codes using quantisation', Electronics Letters, IEEE, Vol.38, No.4, 14 February, 2002 (14.02.02), pages 189 to 190	1-6
P,A	Jinghu Chen et al., 'Density evolution for BP-based decoding algorithms of LDPC codes and their quantized version', Global Telecommunications Conference, GLOBECOM '02, IEEE, 2002.11.17-22, Vol.2, pages 1378 to 1382	1-6

A. 発明の属する分野の分類 (国際特許分類 (IPC))

Int. Cl⁷ H03M13/39, H03M13/19

B. 調査を行った分野

調査を行った最小限資料 (国際特許分類 (IPC))

Int. Cl⁷ H03M13/00-13/53

最小限資料以外の資料で調査を行った分野に含まれるもの

日本国実用新案公報	1922-1996年
日本国公開実用新案公報	1971-2003年
日本国実用新案登録公報	1996-2003年
日本国登録実用新案公報	1994-2003年

国際調査で使用了電子データベース (データベースの名称、調査に使用した用語)

IEEE Xplore (Website) LDPC, Quantization

C. 関連すると認められる文献

引用文献の カテゴリー*	引用文献名 及び一部の箇所が関連するときは、その関連する箇所の表示	関連する 請求の範囲の番号
A	大橋章範他, レイリーフェージング通信路におけるUMP BP-based アルゴリズム及び量子化器を用いた低密度パリティ検査(LDPC)符号の特性, 電子情報通信学会技術研究報告, RCS2002-56, 電子情報通信学会, 2002.05.24, p.31-36	1-6
A	Zhang T. et al. 'On finite precision imlementation of low density parity check codes decoder', Circuit and Systems, ISCAS 2001, The 2001 IEEE International Symposium, 2001, Vol. 4, p.202-205	1-6

☒ C欄の続きにも文献が列挙されている。☐ パテントファミリーに関する別紙を参照。

* 引用文献のカテゴリー

「A」 特に関連のある文献ではなく、一般的技術水準を示すもの
「E」 国際出願日前の出願または特許であるが、国際出願日以後に公表されたもの
「L」 優先権主張に疑義を提起する文献又は他の文献の発行日若しくは他の特別な理由を確立するために引用する文献 (理由を付す)
「O」 口頭による開示、使用、展示等に言及する文献
「P」 国際出願日前で、かつ優先権の主張の基礎となる出願

の日の後に公表された文献

「T」 国際出願日又は優先日後に公表された文献であって出願と矛盾するものではなく、発明の原理又は理論の理解のために引用するもの
「X」 特に関連のある文献であって、当該文献のみで発明の新規性又は進歩性がないと考えられるもの
「Y」 特に関連のある文献であって、当該文献と他の1以上の文献との、当業者にとって自明である組合せによって進歩性がないと考えられるもの
「&」 同一パテントファミリー文献

国際調査を完了した日

19.11.03

国際調査報告の発送日

19.03

国際調査機関の名称及びあて先

日本国特許庁 (ISA/J P)
郵便番号100-8915
東京都千代田区般が関三丁目4番3号

特許庁審査官 (権限のある職員)

田中 庸介

5K

8529

電話番号 03-3581-1101 内線 3555

C (続き) . 関連すると認められる文献		
引用文献の カテゴリー*	引用文献名 及び一部の箇所が関連するときは、その関連する箇所の表示	関連する 請求の範囲の番号
A	Yu-Cheng He et al. 'Fast decoding of LDPC codes using quantisation', Electronics Letters, IEEE, Vol. 38, No. 4, 2002. 14, p.189-190	1-6
PA	Jinghu Chen et al. 'Density evolution for BP-based decoding algorithms of LDPC codes and their quantized version', Global Telecommunications Conference, GLOBECOM '02, IEEE, 2002. 11. 17-22, Vol. 2, p.1378-1382	1-6

**This Page is Inserted by IFW Indexing and Scanning
Operations and is not part of the Official Record**

BEST AVAILABLE IMAGES

Defective images within this document are accurate representations of the original documents submitted by the applicant.

Defects in the images include but are not limited to the items checked:

- ☐ BLACK BORDERS
- ☐ IMAGE CUT OFF AT TOP, BOTTOM OR SIDES
- ☒ FADED TEXT OR DRAWING
- ☐ BLURRED OR ILLEGIBLE TEXT OR DRAWING
- ☐ SKEWED/SLANTED IMAGES
- ☐ COLOR OR BLACK AND WHITE PHOTOGRAPHS
- ☐ GRAY SCALE DOCUMENTS
- ☒ LINES OR MARKS ON ORIGINAL DOCUMENT
- ☐ REFERENCE(S) OR EXHIBIT(S) SUBMITTED ARE POOR QUALITY
- ☐ OTHER: _____

IMAGES ARE BEST AVAILABLE COPY.

As rescanning these documents will not correct the image problems checked, please do not report these problems to the IFW Image Problem Mailbox.